

无线自组织网络路由协议及应用

任智 姚玉坤 曹建玲 雷宏江 陈前斌 著

電子工業出版社

Publishing House of Electronics Industry

北京 • BEIJING

内 容 简 介

本书全面系统地介绍了多种无线自组织网络中现有和作者提出的路由协议及其应用。全书共分为七章。第1章介绍无线自组织网络及其路由协议的基础知识,第2~6章分别介绍移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络、无线 Mesh 网络、机会网络、车载 Ad Hoc 网络、无线认知自组织网络、多跳卫星网络、水声传感器网络和无线体域网的路由协议及其应用,第7章介绍了无线自组织网络路由协议设计的新技术。

本书结构完整,层次清晰,图文并茂。在整体内容上注重点面结合,力求兼顾系统性、创新性和通俗性,可供从事相关研究和开发的专业技术人员参考,也可作为高等院校相关专业研究生或本科生的教材。

未经许可,不得以任何方式复制或抄袭本书之部分或全部内容。
版权所有,侵权必究。

图书在版编目(CIP)数据

无线自组织网络路由协议及应用 / 任智等著. —北京: 电子工业出版社, 2015.1
ISBN 978-7-121-25125-2

I. ①无… II. ①任… III. ①无线电通信—自组织系统—通信网—路由协议 IV. ①TN92

中国版本图书馆 CIP 数据核字(2014)第 294348 号

责任编辑: 董亚峰

印 刷: 北京七彩京通数码印刷有限公司
装 订:

出版发行: 电子工业出版社

北京市海淀区万寿路 173 信箱 邮编 100036

开 本: 787×1 092 1/16 印张: 20.25 字数: 518 千字

版 次: 2015 年 1 月第 1 版

印 次: 2015 年 1 月第 1 次印刷

定 价: 49.00 元

凡所购买电子工业出版社图书有缺损问题, 请向购买书店调换。若书店售缺, 请与本社发行部联系, 联系及邮购电话: (010) 88254888。

质量投诉请发邮件至 zltz@phei.com.cn, 盗版侵权举报请发邮件至 dbqq@phei.com.cn。

服务热线: (010) 88258888。

前 言



无线自组织网络是一种由带有无线通信装置的计算机设备通过自我组织、自我管理的方式形成的分布式数据传输自治系统。它融合了无线通信和计算机网络两类技术，在军事和民用领域具有广阔的应用前景。工作在网络层的路由协议是实现网络路由功能的规则和约定，在无线自组织网络体系架构中占有重要地位，对网络性能有显著影响，因此近年来受到人们越来越多的关注。

本书以无线自组织网络的类别为线索，以路由协议为核心，以作者多年的研究成果为支撑，采用自顶向下的视角，对当前无线自组织网络路由协议的研究和应用提供一个全面、综合、新颖的介绍。以移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络、无线 Mesh 网络、机会网络等无线自组织网络为背景，本书介绍了多种经典和作者提出的路由协议，并对它们进行了较为深入的分析，使得这些路由协议的原理和应用易被各个层次的读者所理解，力求在不损失分析深度和逻辑严谨性的前提下，为每种路由协议给出深入浅出的说明。同时，还介绍了无线自组织网络路由协议研究和设计的新领域，如网络编码、基于博弈论的节点自私性抑制、节点自供能、移动社会网络路由等，尽量让读者了解到无线自组织网络路由协议发展的前沿和方向。

本书着重对四种典型的无线自组织网络中多个路由协议及其改进方案进行了翔实的论述和深入的研究，具有论述全面、系统性和专业性强的特点，力求突出创新性和研究深度，同时仍不失通俗性。

本书中的每一章都给出了一种无线自组织网络中的路由协议或一个相关的主题。路由协议是用文字加插图的方式来描述的，从原理、步骤、特点等方面依次进行介绍，尽量给读者呈现一个脉络清晰的印象，使对网络和协议接触不多的人也能看懂。

本书是无线自组织网络路由方面的新作，积淀了作者及其研究团队多年来的研究成果。全书的架构设计和内容取舍由任智负责，本书第 1 章、第 2 章、第 4 章、第 5 章由姚玉坤负责编写，第 3 章、第 6 章由曹建玲、姚玉坤负责编写，第 7 章由任智负责编写，全书的统稿和审校由姚玉坤负责。雷宏江参与了第 2 章、第 4 章的编写，陈前斌教授对全书的完成提出了宝贵意见。

在本书的编写过程中，陈曦、余志龙、徐亚伟、刘文辉、杨及开、余俊、王冠、

孙希胜、易建琼、彭双、索建伟、任海、王路路、王敏、彭晨、黄希凯、武杨、刘艳伟等研究生收集、整理了大量资料，并绘制和修改了相关插图，在此对他们付出的辛勤劳动和做出的重要贡献表示衷心感谢。同时，本书的撰写和出版工作得到重庆邮电大学学术专著出版基金的大力资助，在此表示诚挚感谢！此外，非常感谢显中教授和曾孝平教授对本书出版给予的宝贵支持！

本书可供从事相关研究和开发的专业技术人员使用，也可供高等学校相关专业研究生或本科生的无线网络及路由协议相关课程使用。

由于作者的水平和时间有限，书中难免存在疏漏和不足之处，敬请读者谅解并提出宝贵的意见或建议。

作 者

于重庆邮电大学移动通信技术重庆市重点实验室

2014 年 12 月 18 日

目 录



第 1 章 绪论	1
1.1 无线自组织网络概述	1
1.1.1 无线自组织网络的定义和分类	1
1.1.2 无线自组织网络的主要特点	2
1.1.3 无线自组织网络的应用与发展	2
1.2 典型的无线自组织网络	4
1.2.1 移动 Ad Hoc 网络	4
1.2.2 无线传感器网络	6
1.2.3 无线 Mesh 网络	8
1.2.4 机会网络	10
1.2.5 其他无线自组织网络	11
1.3 无线自组织网络路由协议基础	23
1.3.1 传统无线自组织网络路由协议研究现状	24
1.3.2 无线自组织网络路由协议设计条件与要求	24
1.3.3 无线自组织网络路由协议的类型	27
1.3.4 无线自组织网络路由协议的应用与发展	30
参考文献	32
第 2 章 移动 Ad Hoc 网络路由协议及其应用	36
2.1 概述	36
2.1.1 移动 Ad Hoc 网络路由协议的特点与要求	36
2.1.2 移动 Ad Hoc 网络路由协议的分类	37
2.1.3 移动 Ad Hoc 网络典型路由协议	38
2.2 AODV 路由协议优化研究	50
2.2.1 基于跨层设计的高效按需路由协议	50
2.2.2 基于跨层设计的 Ad Hoc 按需定向路由协议	55
2.2.3 基于 MPR 泛洪的按需路由协议	60
2.3 OLSR 路由协议优化研究	66

2.3.1	基于拓扑维护的自适应多信道表驱动路由协议	66
2.3.2	基于源路由的并发多径表驱动路由协议	72
2.4	移动 Ad Hoc 网络路由协议的应用	77
	参考文献	77
第 3 章	无线传感器网络路由协议及其应用	80
3.1	概述	80
3.1.1	路由协议在无线传感器网络架构中的地位和作用	81
3.1.2	典型的无线传感器网络路由协议简介	81
3.2	LEACH 路由协议优化研究	88
3.2.1	一种多轮分簇的分环多跳路由协议	88
3.2.2	基于定向天线阵列的无线传感器网络节能路由协议	93
3.2.3	能量高效的无线传感器网络分簇路由协议	97
3.3	无线传感器网络最小跳路由协议的优化研究	101
3.3.1	一种跨层设计的节能双向最小跳数路由协议	101
3.3.2	一种能耗均衡的最小跳路由协议	106
3.4	ZigBee 路由协议优化研究	110
3.4.1	一种能耗均衡的混合路由协议	110
3.4.2	一种高效低时延的 ZigBee 网络多径路由协议	114
3.4.3	一种能耗均衡的高效跨层路由协议	119
3.4.4	基于邻居信息的 Zigbee 网络高效路由协议	122
3.5	移动 Sink 传感器网络路由协议优化研究	126
3.5.1	一种低时延的移动 Sink 传感器网络路由协议	126
3.5.2	一种低开销的移动 Sink 传感器网络路由协议	131
3.6	无线传感器网络路由协议的应用	133
	参考文献	134
第 4 章	无线 Mesh 网络路由协议及其应用	138
4.1	概述	138
4.1.1	无线 Mesh 网络路由协议的特点和设计要求	138
4.1.2	无线 Mesh 网络路由协议分类	140
4.1.3	典型的无线 Mesh 网络路由协议简介	140
4.2	WPAN Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由协议优化研究	150
4.2.1	基于自适应选路的高效能耗均衡路由协议	151
4.2.2	一种带自适应快速路由修复策略的路由协议	156
4.3	认知无线 Mesh 网络路由协议优化研究	160
4.3.1	基于主用户行为的稳定路由协议	160
4.3.2	基于主用户活跃度的高稳定低时延路由协议	165

4.4	一种快速的最小化期望端到端时延路由协议	170
4.4.1	最小化期望端到端时延路由判据	170
4.4.2	最小化期望端到端时延路由判据的改进	171
4.4.3	新的最小化期望端到端时延路由协议的性能	172
4.5	无线 Mesh 网络路由协议的应用	173
	参考文献	174
第 5 章	机会网络路由协议及其应用	177
5.1	概述	177
5.1.1	机会网络路由协议设计的关键问题	178
5.1.2	机会网络路由协议的分类	178
5.1.3	典型的机会网络路由协议简介	179
5.2	Epidemic 路由协议优化研究	183
5.2.1	基于分组索引增量交互的高效低时延路由协议	184
5.2.2	基于邻居信息交换的机会网络高效低时延路由协议	187
5.2.3	基于网络编码的高效路由协议	189
5.2.4	带免疫机制的低开销机会网络路由协议	193
5.2.5	基于自适应矢量压缩的路由协议	196
5.3	Ferry 路由协议优化研究	199
5.3.1	基于 FIMF 的低能耗路由协议	200
5.3.2	基于 FIMF 的低时延路由协议	205
5.4	基于地理位置的路由协议优化研究	210
5.4.1	基于 DIG 的低时延路由协议	211
5.4.2	基于 DREAM 的低能耗路由协议	216
5.5	机会网络路由协议的应用	223
	参考文献	224
第 6 章	其他无线自组织网络路由协议及其应用	227
6.1	车载 Ad Hoc 网络路由协议	227
6.1.1	典型的车载 Ad Hoc 网络路由协议	227
6.1.2	车载 Ad Hoc 网络路由协议的应用	231
6.2	认知无线 Ad Hoc 网络路由协议及其应用	232
6.2.1	典型的认知无线 Ad Hoc 网络路由协议	232
6.2.2	认知无线 Ad Hoc 网络路由协议的应用	236
6.3	多跳卫星网络的路由协议及其应用	237
6.3.1	多跳卫星网络中的典型路由协议	237
6.3.2	一种改进的高效 LEO 卫星网络路由协议	241
6.3.3	多跳卫星网络路由协议的应用	246
6.4	水声传感器网络路由协议	246

6.4.1	典型的水声传感器网络路由协议	246
6.4.2	水声传感器网络路由协议的应用	251
6.5	无线体域网路由协议及其应用	252
6.5.1	无线体域网中的典型路由协议	252
6.5.2	无线体域网路由协议的应用	256
	参考文献	257
第 7 章	无线自组织网络路由协议设计新技术	261
7.1	跨层优化	261
7.1.1	跨层优化简介	261
7.1.2	典型的跨层优化路由协议	265
7.1.3	基于相遇节点跨层感知的机会网络高效低时延路由协议	267
7.1.4	基于跨层设计的无线传感器网络节能双向梯度路由协议	270
7.2	网络编码	273
7.2.1	网络编码的基本原理	274
7.2.2	网络编码的优点	275
7.2.3	基于 MAODV 协议的网络编码方案	276
7.2.4	基于网络编码的机会网络高效路由协议	278
7.3	绿色节能路由协议	281
7.3.1	绿色节能路由协议的含义和特点	282
7.3.2	典型的无线自组织网络节能路由协议	282
7.3.3	基于跨层设计的能量高效路由协议	284
7.3.4	基于跨层功率控制的机会网络节能路由协议	287
7.3.5	基于异步休眠调度的机会网络节能路由协议	289
7.4	无线 Ad Hoc 网络机会路由协议	292
7.4.1	机会路由的基本思想及优势	292
7.4.2	典型的机会路由协议	294
7.5	基于博弈论的无线自组织网络路由协议	296
7.5.1	博弈论概述	297
7.5.2	典型的基于博弈论的无线自组织网络路由协议	298
7.5.3	一种基于 Barter 的高效改进路由协议	301
7.6	其他新发展方向	303
7.6.1	节点自供能	303
7.6.2	网络层次扁平化	308
7.6.3	移动社会网络路由	309
7.6.4	粒子群优化	310
	参考文献	311

第 1 章

绪论



本章简要介绍无线自组织网络的一系列基本概念和基础知识，主要包括无线自组织网络的定义、分类、特点、应用、发展和一些典型的无线自组织网络，以及无线自组织网络路由协议的基础性内容，以便让读者在宏观上对无线自组织网络及其路由协议有一个全面、概要的了解。

1.1 无线自组织网络概述

人们接触到的常规网络基本上是有基础设施的网络，这里的基础设施包括交换机、路由器、基站等。但在某些不具备这些基础设施的特殊场合，如战场、较为偏远的山地地区、火灾水灾等灾难的营救现场、临时会场等，人们迫切需要一种新型的网络形式，它不依赖于任何通信基础设施就能够实现快速组网，并依靠无线终端之间的相互协作来完成网络的建立、维护和信息传输。为了满足这一需求，无线自组织网络应运而生。

1.1.1 无线自组织网络的定义和分类

无线自组织网络^{[1][2]}是由一组兼具终端及路由功能的设备通过无线链路形成的无中心、多跳、临时性自治系统，其目的是通过动态路由和移动管理技术传输满足一定服务质量要求的信息流。

无线自组织网络是一种新型的网络形式，它不需要任何基础设施支持，节点通过自组织的方式形成多跳的无线网络。通信时，当源节点和目的节点不在直接通信范围之内时，它们可以借助中间节点中继来实现通信。中间节点帮助其他节点中继时，先接收前一个节点发送的分组，然后再向下一个节点转发以实现中继。

无线自组织网络突破了传统无线蜂窝网络的地理局限性，能够更加快速、便捷、高效地部署，适合于一些紧急场合的通信需要，如用于战场的单兵通信系统，它是一种集个人通信和战场态势感知能力于一体的轻便、可移动、具有保密抗干扰和宽带通信的数字化系统，使得参战

士兵及与友邻部队之间，士兵与火力支援及后勤支持、救护、空中力量及指挥机构之间，甚至士兵与运行于外层空间的卫星之间，实现实时便捷和有效的信息沟通。但无线自组织网络也存在网络带宽受限、对实时性业务支持较差、安全性不高等弊端。

无线自组织网络的具体类型较多，可以分为移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络、无线 Mesh 网络、机会网络、车载自组织网络和认知无线自组织网络等。本书将在后续章节具体介绍这些无线自组织网络的路由协议及其应用。

1.1.2 无线自组织网络的主要特点

与传统的通信网络相比，无线自组织网络具有一些突出的特点^[3]，包括无中心、自组织、多跳路由、动态的网络拓扑结构、临时性、有限的无线传输带宽等。

① 无中心。无线自组织网络没有严格的控制中心，所有节点的地位平等，即是一个对等式网络，节点可以随时加入和离开网络，任何节点的故障不会影响整个网络的运行，具有很强的抗毁性。

② 自组织。无线自组织网络可以在任何时刻、任何地点不需要现有信息基础网络设施的支持，就能够快速构建起一个移动通信网络。这是与常规通信网络的最大区别。

③ 多跳路由。无线自组织网络中的每一个网络节点扮演着多个角色，它们既可以是终端或者服务器，又可以充当路由器。

④ 动态的网络拓扑结构。在无线自组织网络中，网络节点以任意速度和任意方向在网络中移动，同时受无线发送装置发送功率变化、无线信道间互相干扰、地形等综合因素的影响，网络节点间通过无线信道形成的网络拓扑结构随时可能发生变化，而且变化的方式和速度都是不可预测的，这将对路由协议提出更高的要求。

⑤ 临时性。无线自组织网络专为某个特殊目的而建立，如战场通信、野外救援，应用完成即拆除，一般只是临时性的。

⑥ 无线传输带宽有限。无线信道本身的物理特性决定了其能提供的网络带宽比有线信道要低很多，而竞争共享无线信道产生的碰撞、信号衰落、噪声干扰及信道之间干扰等因素使得终端的实际带宽远远小于理论值。

1.1.3 无线自组织网络的应用与发展

从诞生到现在，无线自组织网络已走过了数十年的历程，也越来越广泛地应用到军事和民用的多个领域，并且仍在迅速发展。

1. 无线自组织网络的应用

无线自组织网络通常应用在没有或不便利用现有的网络基础设施的情形中，常用的应用^{[4][5]}有以下几个方面。

① 战场通信。因无线自组织网络具备的无须网络设施、快速部署、鲁棒性强等特点，它是数字化战场通信的首选技术。在战场上可以利用它完成友军兵力和装备监视、敌军兵力和地

形侦查、战争损毁评估、定位与跟踪、生化攻击检测等任务；需要通信的舰队战斗群之间也可以通过移动自组织网络建立通信，而不必依赖陆地或卫星通信系统。除了在战争时期，和平年代也能利用无线传感器网络通过对声音和震动信号的分类分析来探测敌方的入侵，从而进行国土安全保护。

② 应急通信。在发生了地震、水灾、强热带风暴等灾难后，固定的通信网络设施可能被摧毁或无法正常工作，对于抢险救灾来说，这时就需要无线自组织网络这种不依赖任何固定网络设施又能快速部署的网络技术。

③ 环境监控。在野生动物保护、土壤监测、大气监测等网络场景中，存在节点数目众多、数据种类繁多、数据量巨大、监测区域广大等问题。多个监测节点组成无线自组织网络，实现低成本构建大区域的自治网络的目的，然后通过网关与公网相连，在不需铺设和维护大量基础设施的前提下，对环境进行监测。

④ 宇宙开发。在宇宙空间进行基础设施的全面覆盖，是一件无法完成的任务。现有的卫星通信方式，可扩展性差，无法大规模满足民用服务的带宽需求。通过节点间的无线自组织网络，并结合存储-携带-转发的机会路由模式，实现宇宙开发过程中的移动通信功能。

⑤ 工业领域。在煤矿、石化这种存在易燃、易爆问题的领域中，可以利用无线传感器网络对危险环境中的数据进行采集，随时发现异常报警，从而提高险情的反应精度和速度，减少伤亡。另外，在现代制造业领域，工作人员从生产流水线到复杂机器设备，都尝试安装相应的传感器节点，以便时刻掌握设备的工作健康状况，及早发现问题并及时处理，从而有效地减少损失，降低事故发生率。

⑥ 医疗领域。无线自组织网络中的传感器网络在医疗健康方面也有一定的应用，如医生可以利用传感器网络随时对病人的各项健康指标及活动情况进行检测，为远程医疗技术的发展提供了很大的便利。

无线自组织网络不仅对各种恶劣的环境具有非常强的适应性，而且由于其对应用环境的高适应性使得它的应用范围已经扩散到救灾、环境、军事、工业、医疗、科学探索等各种场合。因此，无线自组织网络及其相关技术的研究不仅能够给我们的生活带来便利，具有重要的社会和经济意义，同时对于我国的民生、军事能力也具有莫大的帮助。所以对于无线自组织网络及其相关技术的研究是十分重要和有意义的。

2. 无线自组织网络的起源和发展

自组织网络是自组织理论在通信网络中的具体运用。自组织网络的起源可追溯到 1968 年的 ALOHA 网络和 1973 年美国国防部高级研究计划署资助研究的“无线分组数据网”。这些初期的自组织网络对自组织技术的发展起了奠基性的作用。20 世纪 80 年代，美国国防部启动了可生存自适应网络项目，研究如何将无线分组数据网的研究成果加以扩展，以支持更大规模的网络。1994 年，美国国防部又启动了全球信息系统计划，研究范围几乎覆盖无线通信所有相关领域。在该计划中，对于满足军事需要的、高抗毁灭性的自组织网络技术进行了深入的研究。20 世纪 90 年代以来，民用系统也逐渐出现了无线自组织网络的标准和应用。1991 年 5 月成立的 IEEE 802.11 标准^[6]委员会在开发 IEEE 802.11 标准时，将分组无线网络改称为 Ad Hoc 网络，进一步推动了自组织网络的发展。1994 年瑞典 Ericsson 公司推出蓝牙技术开发计划，1999 年公布了第一版本蓝牙技术规范。蓝牙技术也是自组织网络技术的一种应用，它具有自组织能

力,可以实现便携式计算机、打印机等其他便携式设备的互连互通,方便地构成个人网络。1996年 Internet 工程部 (Internet Engineering Task Force, IETF) 成立了一个移动自组织网络工作组,其主要目标就是针对无线自组织多跳网开发一种基于 IP 协议的路由机制,使得 IP 协议扩展到这种自组织的、快速移动的无线网。这个工作组对自组织网络进行了广泛的研究并推出了一些草案。

从事自组织网络研究的机构主要有 Internet 工程部、IEEE 组织及美国的国防高级研究计划局。IETF 于 1997 年成立了专门的研究组——MANET 组 (Mobile Ad-hoc Networks Working Group)^[7],针对 MANET 开发基于 IP 协议的路由机制并解决与网络层相关的技术问题;并在 2000 年下半年公布了一系列 MANET 路由协议草案,如目的节点序列距离矢量 (DSDV)、按需驱动距离矢量 (AODV)、临时路由需求协议 (TORA)、动态源路由 (DSR)、最优链路状态路由 (OLSR) 等。IEEE 通信分会在 2000 年成立了专门的 MANET 技术分委员会。欧洲下一代移动通信系统组织设立了 Ad Hoc 组网研究小组,并于 2003 年发布白皮书对自组织网络进行了总结和展望。欧盟 IST 下设了若干采用自组织研究解决车辆之间通信问题的项目,比较重要的有 CarTALK2000、FleetNet 等。上述自组织网络研究机构为无线自组织网络的发展和应用都做出了重要贡献。国内对移动自组织网络的研究和开发起步较晚,目前尚处于理论探讨阶段。

近年来,无线自组织网络领域的关键技术的研究重点主要包括动态路由、无线电媒介的共享、服务质量的保障和低能量、低能耗限制等方面。

1.2 典型的无线自组织网络

无线自组织网络根据应用侧重的不同可以分为移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络、无线 Mesh 网络、机会网络 4 种典型的无线自组织网络和其他无线自组织网络。下面分别介绍这些典型无线自组织网络的基本概况。

1.2.1 移动 Ad Hoc 网络

随着科学技术的不断发展,手机、便携式电脑和掌上电脑等越来越普及,它们虽然在体积上不断减小,却在功能上更加强大,这使得它们成为无线通信领域重要的终端设备,而用户也相应地对无线通信技术有了更加灵活和多样性的需求。人们希望脱离固定的通信模式,自由地通信。而当前的蜂窝式移动通信系统或者无线局域网,都要借助于基站或者中心式接入点,一旦出现基站或者中心式接入点丢失,通信就会发生中断。同时在一些紧急情况下,也无法迅速建立有效的基础网络,这样就需要新的组网方式。这种新的组网方式就是移动 Ad Hoc 网络。

1. 移动 Ad Hoc 网络的定义

移动 Ad Hoc 网络 (Mobile Ad Hoc Network, MANET)^[8]是一种自组织的、无须基础设施、由一组移动通信设备经过无线通信链路连接构成的无线网络。

典型的移动 Ad Hoc 网络模型如图 1-1 所示。

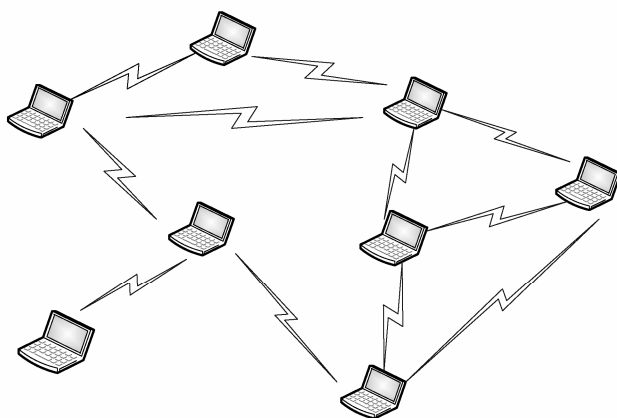


图 1-1 移动 Ad Hoc 网络模型

在该网络模型中没有固定的基础设施，每个节点都是移动的。所有节点在网络控制、路由选择和流量管理上是平等的，它们不仅可作为普通节点，同时又可作为路由器，能够以任意方式动态地保持与其他节点的联系，实现发现及维持到其他节点路由的功能；源节点和目的节点之间一般存在多条路径，可以较好地实现负载均衡和选择最优的路由。

因此，虽然节点的无线覆盖取值范围具有局限性，但两个无法直接进行通信的节点可以借助其他节点进行分组转发。

2. 移动 Ad Hoc 网络的特点

移动 Ad Hoc 网络中的每一个节点都兼有路由器和主机的功能，它的特点主要体现在以下几个方面^[9]。

① 移动性与网络拓扑动态性：移动 Ad Hoc 网络节点可以自由地任意移动，再加上无线发射装置发送功率的变化，环境的影响及无线信道间的互相干扰等因素致使网络拓扑可以随机、迅速、不可预测地变化。

② 有限的带宽：无线信道产生的碰撞、信号衰减、噪声干扰及信道间干扰等因素，使移动主机可得到的实际带宽远远小于理论上的最大带宽。

③ 分布式控制网络：移动 Ad Hoc 网络中各节点均兼有独立路由和主机功能，不需要网络中心控制点，各节点之间的地位是平等的，网络路由协议通常采用分布式控制方式。因此比采用集中式的网络具有更强的鲁棒性和抗毁性。

④ 安全性差：移动 Ad Hoc 网络的节点间通信由于采用无线信道、有限电源、分布式控制技术和方式，使传输的信息非常容易受到监听、重发、篡改、伪造等各种攻击，若路由协议遭受到上述恶意攻击，那么整个 Ad Hoc 网络将无法正常工作。

移动 Ad Hoc 网络的特性为移动 Ad Hoc 网络路由协议设计提出了新的问题和挑战，一个合理的路由协议必须考虑有限的传输带宽、动态变化的网络拓扑结构和有限的网络安全等各方面因素。

3. 移动 Ad Hoc 网络的应用

由于移动 Ad Hoc 网络组网灵活、快捷，并且不受有线网络的影响，所以它的应用非常广

泛，能够满足人们对通信的很多需求，具有广阔的发展前景和应用价值。

① 移动 Ad Hoc 网络在军事上的应用：Ad Hoc 网络的最初研究起源于军事通信，直到最近十多年才开始了商用的研究。然而，军方对 Ad Hoc 网络的研究从来没有中断过。在美军的 Glomo 计划、SUO SAS 计划（小部队作战态势感知系统）、WIN-T 计划（指战员信息网-战术部分）、MOSAIC（多功能“动中通”、抗毁、自适应综合通信）、JTRS 计划（联合战术无线电系统）中，都能看到 Ad Hoc 网络的基础地位越来越重要。因此，基于 Ad Hoc 网络技术的研究进展，同时结合战术通信的主要信息业务需求，包括态势感知（Situational Awareness, SA）数据、指挥与控制（Command and Control, C2）数据、密钥与图像分发、联合作战任务规划等，移动 Ad Hoc 网络在军事通信中将发挥越来越重要的作用。

② 移动 Ad Hoc 网络在海上移动通信系统上的应用：船舶节点移动迅速、通信密集性高、网络拓扑结构变化快是海上安全救助网络的显著特点。在这种复杂环境中，Ad Hoc 网络可以弥补现有系统的许多不足，更好地实现语音通信、遇险报警、船舶定位，以及利用其自组织特性扩大通信范围。

③ 移动会议：目前，越来越多的人携带手提电脑、PAD 等便携式设备参加各种会议。移动 Ad Hoc 网络可以使与会者不用借助路由器、集线器或基站就能将各种移动终端快速地组织成无线网络从而完成提问、交流及资料的分发，这无疑具有重要的意义。

④ 移动 Ad Hoc 网络与移动通信系统的结合：移动 Ad Hoc 网络可以与蜂窝移动通信系统相结合，利用移动台的多跳转发能力来扩大蜂窝移动通信系统的覆盖范围，均衡相邻小区的业务，提高边缘的数据速率等。

1.2.2 无线传感器网络

无线传感器网络是一种贴近应用、以信息采集和传输为主要功能的无线自组织网络，近年来受到了人们的广泛关注。

1. 无线传感器网络的定义

传感器网络实现了数据采集、处理和传输的三种功能，它与通信技术和计算机技术共同构成信息技术的三大支柱。那么何为无线传感器网络？无线传感器网络^[10]（Wireless Sensor Network, WSN）是由大量静止或移动的传感器以自组织和多跳的方式构成的无线网络，其目的是协作地感知、采集和处理网络覆盖区域内被感知对象的信息，最终把这些信息发送给网络所有者。

2. 无线传感器网络的特点

无线传感器网络是一种全新的信息获取方式，它不需要固定网络支持，以其随机布置、自组织、抗毁性强、适应苛刻环境等优势，具有在多种场合满足信息获取的实时性、准确性、全面性等需求的能力。它具有以下特点。

① 大规模。由于监测区一般较为广阔，且为了避免存在监测盲区，用户需要在监测区域内部署大量传感器节点，且传感器节点分布更为密集。

② 自组织。在传感器网络应用中，通常情况下传感器节点被放置在没有基础结构的地方。

传感器节点的位置不能预先精确设定,节点之间的相互邻居关系预先也不知道,如通过飞机播撒大量传感器节点到面积广阔的原始森林中,或随意放置到人不可到达或危险的区域。这就要求传感器节点具有自组织的能力,能够自动进行配置和管理,通过拓扑控制机制和网络协议自动形成转发监测数据的多跳无线网络系统。

③ 动态性强。传感器网络的拓扑结构可能因为下列四个因素而改变:环境因素或电能耗尽造成的传感器节点故障或失效;环境条件变化可能造成无线通信链路带宽变化,甚至时断时通;传感器网络的传感器、感知对象和观察者这三要素都可能具有移动性;为了提高精度或延长网络寿命可以向网络中加入新的节点。这就要求传感器网络系统要能够适应这种变化,具有动态的系统可重构性。

④ 可靠性。WSN 特别适合部署在恶劣环境或人类不宜到达的区域,节点可能工作在露天环境中,遭受日晒、风吹、雨淋,甚至遭到人或动物的破坏。这都要求传感器节点非常坚固,不易损坏,适应各种恶劣环境条件。

⑤ 以数据为中心。传感器网络是任务型的网络,用户通常不需要知道数据来自哪一个节点,而更关注数据及其所属的空间位置。用户使用传感器网络查询事件时,直接将所关心的事件通告给网络,而不是通告给某个确定的节点。网络在获得指定事件的信息后汇报给用户。这种以数据本身作为查询或传输线索的思想更接近于自然语言交流的习惯。所以通常说传感器网络是一个以数据为中心的网络。

⑥ 能量有限。目前大部分传感器节点采用电池供电的方式,由于传感器体积小,携带的电池就非常有限。而部署区域往往环境恶劣,无法二次供电,能量有限成为其最显著的特征。

3. 无线传感器网络的应用

由于技术等方面的制约,WSN 的大规模商用还有待时日。但随着微处理器体积的缩小和性能的提升,已经有中小规模的 WSN 在工业市场上开始投入商用。其应用主要集中在以下领域。

① 环境的监测和保护:无线传感器网络在环境监测和保护方面可用于跟踪候鸟和昆虫的迁移、监测海洋等。例如,著名的 ALERT 系统^[11]就是通过传感器网络来收集降雨量和土壤水分等方面的数据来预测山洪爆发的概率;加州大学利用传感器网络来监测海燕的生活习性^[12]等。

② 农业领域:无线传感器网络的应用使得传统农业生产模式转变为以信息网络为中心的自动化、网络化、智能化精准农业模式。在精细农业中,传感器节点可以收集多种精确的信息,如农作物生长态势、大气及土壤的温湿度、土壤中微量元素含量、酸碱度,还可以监测农作物中的害虫、土壤的酸碱度和施肥状况等。

③ 医疗护理:通过在病人身体上安装传感器来监测相应的生理数据,如血压、心跳、尿酸、血糖等,可以帮助医生对病人的身体状况进行远程监控,以便及时给出治疗方案,甚至能够对脑血栓、心脏病等突发性疾病及时预测、及时抢救^[13]。另外,通过在病人和医生身上安装带定位功能的传感器,帮助医院、医生及病人确定监测对象的位置,辅助治疗。

④ 军事领域:由于无线传感器网络具有密集型、随机分布的特点,使其非常适合应用于恶劣的战场环境中,包括侦察敌情、监控兵力、装备和物资,判断生物化学攻击等多方面用途。

⑤ 其他用途:WSN 还被应用于一些危险的工业环境,如井矿、核电厂等,工作人员可以通过它来实施安全监测,也可以用在交通领域作为车辆监控的有力工具。此外,还可以应用在

工业自动化生产线等诸多领域。

尽管无线传感器技术仍处于初步应用阶段，但已经展示出了非凡的应用价值，相信随着无线传感器网络的深入研究和广泛应用，它一定会逐渐深入到人类生活的各个领域。

1.2.3 无线 Mesh 网络

无线 Mesh 网络能够在源、目的节点之间建立多条路径，因此在数据传输的可靠性方面表现出一定优势，目前已应用于因特网的无线接入等领域。

1. 无线 Mesh 网络的基本概念

无线 Mesh 网络 WMN (Wireless Mesh Networks) 是一种具有自组织、自修复、多跳级联、节点自我管理的新型宽带无线网络^[14]。无线 Mesh 网络由 mesh routers (路由器) 和 mesh clients (客户端) 组成，其中 mesh routers 一般只具有很小的移动性或不具有移动性，基本可以看作是静止的。这些无线路由器构成 Mesh 网的骨干网络，并和有线的 Internet 网络相连接，负责为 mesh clients 提供多跳的无线 Internet 连接。mesh clients 构成网络的最底层，用户设备之间提供相互中继功能，通过无线 mesh 路由器连接到互联网。mesh clients 可以是 PDA、笔记本电脑、手机等无线设备。

在传统的无线局域网 WLAN (Wireless Local Networks) 中，每个客户端均通过一条与接入点 AP (Access Point) 相连的无线链路来访问网络，形成一个局部的基本服务集 BSS (Basic Service Set)。用户如果要进行相互通信，必须首先访问一个固定的接入点，这种网络结构被称为单跳网络。而在无线 Mesh 网络中，任何无线设备节点都可以同时作为 AP 和路由器，每个节点可以发送和接收数据包，又都具有路由器和中继器的功能，为网络中的其他节点存储转发数据包，而且每个节点都可以与一个或者多个对等节点进行直接通信。这种结构的最大好处在于：如果距离最近的 AP 由于流量过大而导致堵塞的话，那么数据可以自动重新路由到一个通信流量较小的邻近节点进行传输。依次类推，数据包还可以根据网络的情况，继续路由到与之距离最近的下一个节点进行传输，直到到达最终目的地为止。这样的访问方式就是多跳访问。在无线 Mesh 网络里，如果要添加新的设备，只需要简单地接上电源就可以了，它可以自动进行自我配置，并确定最佳的多跳传输路径。添加或移动设备时，网络能够自动发现拓扑变化，并自动调整通信路由，以获取最有效的传输路径。所以，WMN 是一个动态的自组织、自配置网络，可以很方便地提供健壮的、可靠的网络覆盖，提供因特网的无线宽带接入，为静止的或移动的终端提供低成本的网络连接。

2. 无线 Mesh 网络的特点

与传统的无线网络技术相比，无线 Mesh 网络具有以下特点^[15]。

① 组网方式灵活。无线 Mesh 网络具有平面结构、分层结构和混合结构三种组网模式，自组织和易于配置管理等特性使其便于灵活地组成各种拓扑结构，便于将来需要时随时扩容。

② 兼容性。Mesh 网络可以通过相应的网关与 Internet、WiFi 局域网、公共电话网等网络相连。Mesh 网络中的无线终端用户也可以连接到其他网络。

③ 支持非视距传输。构建无线 Mesh 网络的一个重要目标就是为那些没有直接视距链路的

用户提供非视距连接。WMN 采用无线多跳方式, 用户即便不在基站接入点的覆盖范围内, 也可以通过其他节点以无线多跳方式接入到目的网络。

④ 较强的健壮性。由于 Mesh 网络不需要建立大型基站及发射塔, 并且具有自我修复的功能, 因此消除了因个别通信设备(如基站及发射塔)的故障而导致整个系统通信受阻的隐患。这样, 在发生任何重大的意外事件或自然灾害时, 即使一部分网络设备受损, 也不会造成整个网络的瘫痪。

⑤ 自动平衡负载。由于 Mesh 网络中的设备都可作为其他设备的路由和转发器, 这意味着每个终端都能通过相邻终端或其他网络设备的路由和转发而与距离较远的其他终端或者网络接入点进行通信。因此, 在某些用户密集的地区, 当接入点负载过重时, 网络系统会利用路由和转发的功能自动地将一部分用户的通信链接转移到其他的接入点上, 从而平衡了整个网络的负载。

⑥ 较高的带宽。无线局域网只支持单点接入, 客户端较多时, 难免会引起拥塞。又因信号强度通常直接关系到传输的带宽, 故处于网络边缘的用户也会因信号强度差而无法采用较高的传输速率。采用 Mesh 网络则可以避免这些情况。首先, Mesh 提供多点接入, 避免单点拥塞。其次, Mesh 多跳网络采用多个单跳增大覆盖范围, 避免处于网络边缘的用户接收信号差的问题。因此, Mesh 能够提供更高带宽。

3. 无线 Mesh 网络的应用

无线 Mesh 网络主要应用于以下领域。

① 无线 Mesh 宽带城域网: 无线 Mesh 宽带城域网络在美国和中国台湾地区已经建设完成。现在巴黎等国外发达城市和国内的北京、上海等城市也在积极规划中。同时, 无线 Mesh 网络可以作为未来 Wi-MAX 无线城域网的扩展和补充。

② 校园网: 目前已经有很多校园使用 WLAN 技术提供无线覆盖。但 WLAN 覆盖范围有限, 基本限于室内使用, 而且因为是单点接入, 存在拥塞问题, 也不能提供漫游功能。无线 Mesh 网络正可以解决这些问题, 能够实现无缝漫游, 通过无线中继使得无线覆盖扩展到室外。

③ 医院: 医院建筑物的构造密集复杂, 一些区域要防止电磁辐射, 布线比较困难; 对网络的健壮性要求很高, 如有重要活动(如远程手术), 任何网络故障都将带来灾难性的后果。采用无线 Mesh 网络正好能够解决这些问题, 无线网络拓扑调整简单, 而且网络的健壮性和高带宽也更适合在医院等公共场所部署。

④ 旅游休闲场所: 无线 Mesh 非常适合那些地理位置偏远, 布线困难, 而又需要为用户提供宽带无线 Internet 访问的地方, 如旅游场所、度假村、汽车旅馆等。无线 Mesh 能够以最低的成本为这些场所提供宽带接入服务。

⑤ 需要快速部署或临时安装的场所: 对于那些需要快速部署或临时安装的场所, 如展览会、交易会、灾难救援现场等, 无线 Mesh 网络是最经济有效的组网方法, 可以将成本降到最低。

目前, 无线 Mesh 组网在全球已经开始应用, 但由于无线 Mesh 网络的特殊性, 其发展面临许多问题。这些问题涵盖了网络组织结构、协议设计、网络运行等方面。但是, 无线 Mesh 网络是很有发展前景的下一代无线网络技术, 许多应用场景推动着它的快速发展。未来, 无线 Mesh 网络有望与 WLAN、Wi-MAX、3G/4G 等网络完全融合, 全面提升无线网络的服务质量。同时还可与无线传感器和社区网络结合在一起, 组成综合性网络, 使用户能够充分享受无线网

络的便利。

1.2.4 机会网络

机会网络是无线自组织网络一个较新的发展方向，它具有机会通信、延迟容忍等特征，对未来实现普适计算具有重要意义。

1. 机会网络的产生和定义

传统的无线自组织网络，如移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络和无线 Mesh 网络等，缺少专门针对困难环境中无线网络连接中断进行处理的方案，因此当连接中断时，网络性能会显著下降，甚至造成网络不能运行。而且在实际的应用中，无线自适应网络的拓扑结构可能随时发生改变，其连通性往往不能得到保证，信息源节点与目的节点之间不存在数据通路。随着可预见的、在挑战性的网络环境中对数据通信需求的上升，迫切需要人们付出更多努力去研究发展新的网络技术。机会网络的出现恰好能满足这一需要，它利用节点移动形成的通信机会逐跳传输消息，以“存储-携带-转发”的路由模式实现节点间的通信。

那么什么是机会网络呢？机会网络的概念部分来源于延迟容忍网络 DTN^[16] (Delay Tolerant Network)。目前对机会网络还没有一个统一的定义，本书在综合大量文献的基础上给出如下定义：机会网络 (Opportunistic Networks) 是一种具有间断或部分连接的网络拓扑、利用节点移动带来的相遇机会来实现通信的时延和断裂可容忍的无线移动自组织网络。从本质特征的角度看，机会网络和延迟容忍网络是相同的。

2. 机会网络的特点

机会网络不同于传统无线自组织网络，它具有以下主要特点：

- ① 由于节点的运动性较突出，网络拓扑动态变化相对较为剧烈，无线链路的断开和重新连接比较频繁；
- ② 源、目的节点之间不能确保存在完整的端到端数据传输路径；
- ③ 节点之间通过节点移动获得的相遇机会进行信息互换来实现通信；
- ④ 网络业务具有时延容忍 (delay tolerant) 的特点。

3. 机会网络的应用

由于机会网络能够处理网络分裂等其他无线网络技术难以解决的问题，并能满足恶劣条件下的网络通信需要，因此在军事和民用无线通信领域都具有重要的研究和应用价值，相关研究的开展也越来越广泛，目前机会网络主要应用于以下领域。

① 野生动物监控：在野生动物监控的应用中，主要研究野生动物的迁徙行为和对生态环境变化的反应等。例如，普林斯顿大学设计的 Zebrant^[17] 就是使用机会网络来跟踪野生斑马的科研项目；而康奈尔大学设计的 SWIM (Shared Wireless Infostation Model)^[18] 则是通过机会网络监测鲸鱼的活动，它利用在鲸鱼身上安装的特殊 Tag，定期地收集监测数据。

② 袖珍型交换网络：随着手机、PDA 和掌上电脑等手持设备的普及，通过人们的相遇机会形成一个袖珍型交换网络，利用任何可能遇到的设备实现数据交换。

③ 偏远地区互联网无线接入：由于一些发展中国家和农村地区缺乏网络设备，不能形成传统网络，但机会网络能为其提供间断连接的网络服务。例如，SNC (Sami Network Connectivity) Project^[19]使用机会网络为居住在 Sami 偏远地区（斯堪的纳维亚半岛北部）的驯鹿牧民提供 Internet 连接。

总之，机会网络作为一种全新的组网方式，它在很多领域存在着巨大的潜力，并且对实现未来普适计算具有重大影响。

1.2.5 其他无线自组织网络

除了上述几种主要的无线自组织网络类型外，还有一些网络类型，如车载 Ad Hoc 网络、认知无线自组织网络、多跳卫星网络、水声传感器网络和无线体域网络。这几种类型的网络随着无线通信技术的发展，逐渐成为无线网络的重要研究课题，出现了许多与之相关的研究与应用。下面将对这些无线自组织网络做具体介绍。

1. 车载 Ad Hoc 网络

随着汽车工业的发展和私家车的普及，行车安全和道路交通事故已经成为全球性的公共安全问题。同时，车辆越来越多地介入人们的日常生活，人们对车辆的娱乐功能也提出了更多更高的需求。随着信息通信技术的进一步发展，如何通过日益发达的无线通信网络来提高汽车道路安全就成为业界关注和产生浓厚兴趣的问题。基于此，车载自组织网络 (Vehicular Ad Hoc Network, VANET) 的概念应运而生。

(1) 车载 Ad Hoc 网络的定义

VANET^[20]是一种融合了车辆与车辆之间直接互连、间接互连及车辆与路边固定设施互连的，自组织、结构灵活开放的车辆间通信网络，以配备了无线互连接口设备的车辆为节点，能够适应不断变化的网络拓扑结构。图 1-2 是车载 Ad Hoc 网络的网络模型。

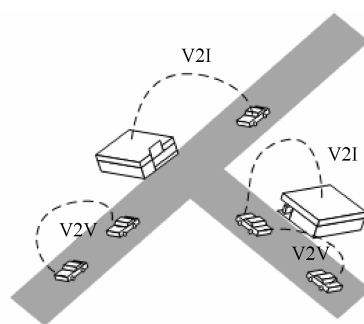


图 1-2 车载 Ad Hoc 网络的网络模型

如图 1-2 所示，车载通信主要包括两种模式^[21]。一种是车辆到基础设施之间的通信 (Vehicle-to-Infrastructure, V2I)，该通信方式可通过路边的通信设施进行互联网接入及信息监控等应用，这种组网方式需要大规模基础设施建设才能有效覆盖车辆节点；另一种是无基础设施的车辆与车辆间的通信 (Vehicle-to-Vehicle, V2V)，该通信方式不需要基础设施的投入，完全由相邻车辆节点之间直接通信完成，车辆之间是平等和自组织的。准确地说，自组织网络仅

指 V2V 模式, 而不包括有基础设施支持的 V2I 模式。但目前针对车载自组织网络的研究并未将二者严格区分开来。

(2) 车载 Ad Hoc 网络的特点

车载 Ad Hoc 网络作为一种特殊的移动 Ad Hoc 网络, 除了具有普通 Ad Hoc 网络的一些共性外, 还具备普通 Ad Hoc 网络所不具备的特征。下面从六个方面简要介绍车载 Ad Hoc 网络具备的一些独有特点。

① 易受地形的限制影响。在车载 Ad Hoc 网络中汽车节点的运动会受到不同场景中地形的限制。道路的静态形状使得车辆移动是受限制的, 只能沿着车道单、双向移动, 具有一维性。车辆行驶轨道一般是可以预测的, 显著区别于普通的 Ad Hoc 网络节点的随机运动。

② 网络拓扑结构变化快。在车载 Ad Hoc 网络中, 由于车辆速度变化快, 会导致网络拓扑结构变化快, 路径寿命短。如平均速度为 100km/h 的道路上, 如果节点的通信半径为 250m, 则链路存在时间达到 15s 的概率仅为 57%。

③ 无线信道质量不稳定。在城市环境下, 受多种因素影响, 其中包括路边建筑、道路情况、车辆类型和车辆相对速度等, 限制了节点无线传输的范围, 使得在物理位置上处于信号覆盖范围内的节点并不一定能够直接进行通信。

④ 无能量约束。节点通过发动机可以提供电力支持, 车辆的承载空间也可以确保天线的尺寸和其他额外的通信设备, 同时还具有强大的计算能力和存储空间等。

⑤ 适合全球定位系统 GPS 和电子地图的应用。通过获得比较丰富的外部辅助信息, 使得车载 Ad Hoc 网络能够获取周围环境特征。车载 Ad Hoc 网络中网络节点不仅可以获得自身的位置信息, 还可以得到所在区域的地理信息, 比如路口分布、道路方向等。

⑥ 信道带宽严重低于理论值。例如, 在城市环境下, 由于车辆分布集中, 导致了对无线信道的频繁竞争, 负载过于集中, 使得车辆终端得到的实际带宽远远小于理论值。

(3) 车载 Ad Hoc 网络的应用

VANET 使车辆功能由单一的运输工具拓展成为移动信息平台, 因而极大丰富了车辆系统的功能与应用。VANET 的应用范围非常广泛, 主要分为以下几类。

① 维护车辆行驶安全^[22]。通过车辆间的信息传递, 完成车辆的碰撞避免、信息警示、协同驾驶、转向提醒等应用, 及时有效地提醒车辆注意周围其他的车辆行驶状态和道路交通状况。这可以避免车辆碰撞等安全事故的发生, 减少人身伤害以及财产的损失。

② 交通管理与控制^[23]。为了提高交通效率, 对于道路交通状态信息的及时掌握与传递, 可以实现对交通流量的动态控制, 车辆对于行程进行提前优化, 有效避免交通拥塞, 缓解道路交通压力。

③ 网络应用^{[24][25]}。利用 VANET 可以实现许多网络信息服务类应用, 如电子地图更新、基于位置的信息服务、支付服务和网络访问等。在 VANET 环境下, 很多网络应用需要考虑在完成正常功能的前提下, 不会因为受到攻击而产生交通事故。

④ 基于通信的纵向车辆控制^[26]。通过 VANET, 车辆能根据尾随车辆和更多前边视线范围外的车辆相互协同行驶, 这样能够自动形成一个更为和谐的车辆行驶队列, 避免更多的交通事故。

VANET 作为未来智能交通系统的基础部分, 扮演着非常重要的角色, 通过车间或车辆与路边单元之间的无线多跳通信, 不仅能为司机提供及时报警和路况等信息, 还可以通过路边单元接入互联网, 方便司机或乘客获取天气、交通流量、商店购物及网络娱乐等信息, 从而有利

于合理选择行车路线,避免交通堵塞,增加行车舒适度。因此,具有广泛的商业应用前景。

2. 认知无线自组织网络

随着无线业务的迅速发展,无线频谱资源日益缺少的问题凸显出来。相关研究表明^[27],造成频谱资源短缺的主要原因之一是现有的频谱管理和分配政策是一种静态的方式,即把某一块频谱固定地指配给某一特定的无线接入网络,这样在某一地点某一时间内即使该无线接入网络不使用分配给它的无线频谱,其他网络也不使用该无线频谱资源,从而使得无线频谱资源在时间和空间上并未得到充分利用,造成无线频谱资源的浪费。因此,共享频谱资源的思想应运而生。1999年 Joseph Mitola 提出了认知无线电(Cognitive Radio, CR)^{[28][29]}的概念,试图用一种智能的无线电台平台来提高频谱的利用率。经过十几年的研究和发展,不同的学者从不同的角度和方面给出了认知无线电技术的概念,下面介绍目前学术界公认的三种认知无线电的定义。

① 由 Joseph Mitola 提出^[30]: 认知无线电具有高度智能的无线平台,可以通过分析用户的状态和需求来为用户提供最符合其需求的频谱资源;感知无线环境的变化来选择最优的服务;并通过“无线电知识描述语言”来提供更强的灵活性。

② 由美国联邦通讯委员会(Federal Communications Commission, FCC)提出^[31]: 认知无线电具有和环境进行交互的能力,可以自适应地改变自身的发射机参数和其他设置而无须改变其硬件的一种新型无线电通信平台。

③ 由 Simon Haykin 提出^[32]: 认知无线电是一个对周围环境进行感知的智能系统,其内部的节点和网络可以通过对环境的学习自适应地调整工作方式和状态,避免对其他系统的干扰。

认知无线电技术的基本思想是:当某些已授权频段没有授权用户(Primary User, PU)使用或者只有非常少量的通信业务的时候,网络中具有认知功能的未授权用户,我们称之为认知用户(Secondary User, SU),就可以按照某些方式对这些已授权频段进行“伺机”(Opportunistic Way)接入。在这个过程中,认知用户不能对授权用户的通信产生影响,在这个前提下实现频谱共享,并且达到高效利用无线频谱的目的,最终完成整个无线通信过程。其中,分配给相应频段的使用者叫授权用户或主用户。

采用认知无线电技术的通信节点可以独立或与现有网络共同构成认知无线网络。而无线认知自组织网络相对于基于基础架构的认知无线网络而言,最大的区别就在于它并不需要硬件基础网络设施的支持,便能快速构建起一个移动通信网络。下面将具体介绍两种无线认知自组织网络,即认知无线 Ad Hoc 网络和认知无线 Mesh 网络。

(1) 认知无线 Ad Hoc 网络

认知无线 Ad Hoc 网络是一种分布式的多跳网络,它将认知无线电技术应用到 Ad Hoc 网络中。在这种方式组成的网络中,所有节点地位平等,无须设置任何控制中心。认知节点以自组织、多跳方式组网,这种网络没有基础架构的支撑,网络节点既能通过无线的方式直接相互通信,又能协助其他网络节点完成相互通信。此网络中主用户及次用户共存。主用户对频谱使用具有高的优先级,次用户装备感知周围环境的设备,选择当前的空闲频谱作为可用频谱,进而提高频谱利用率。

如图 1-3 所示,在认知 Ad Hoc 网络模型场景下,所有非授权用户即次用户节点不仅可以自由组建网络,而且都具有路由器的功能,辅助不在通信范围内的节点实现通信。而主用户则始终存在于由次用户组建的认知 Ad Hoc 网络之间,可以随时占用这些节点使用的频谱。图 1-3

中的三个用户 1~3 是授权频谱用户（主用户），而用户 4~14 是非授权用户（次用户），次用户 4~14 通过自组织构成了认知 Ad Hoc 网络，该网络以认知方式机会性地占用主用户 1、主用户 2 和主用户 3 所在的无线频段。

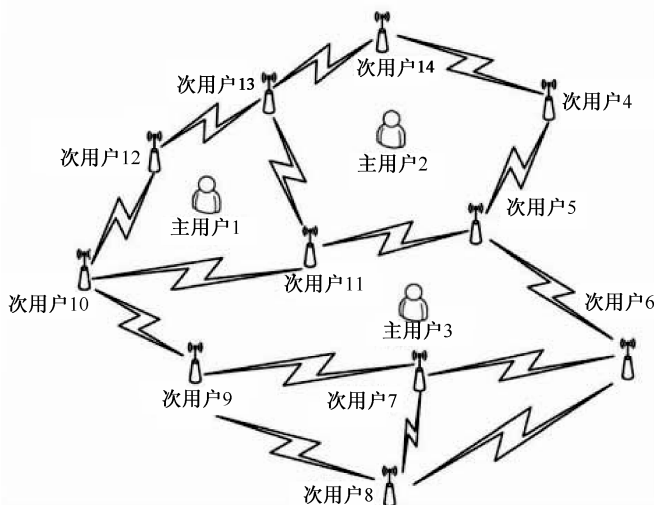


图 1-3 认知无线 Ad Hoc 网络模型

在认知无线 Ad Hoc 网络中，当两个次用户在彼此传输范围之内时，需要次用户之间具有相同的可用频谱才能进行通信，由于次用户所使用的频谱可能不一致、不稳定，在无线认知 Ad Hoc 网络中，不能使用传统的路由协议，须设计符合无线认知 Ad Hoc 网络特性的路由协议。

因为认知无线 Ad Hoc 网络是由 Ad Hoc 网络发展而来，故它仍保留着 Ad Hoc 网络的一些特点：它们都属于分布式自组织网络，拥有多跳和移动等特性；它们均为对等式网络，网络中的节点均可以随时接入和离开，任意一个节点出现故障都不会影响整个网络的正常运行；网络中的每个节点都具有路由和转发功能，且网络拓扑结构随时发生着动态变化等。

但与 Ad Hoc 网络相比，认知无线 Ad Hoc 网络中的频谱资源会随着主用户的忙闲状态而产生相应的变化，故它们的区别主要体现在如下四个方面：

① 通信频谱可变性。Ad Hoc 网络中的用户只要在通信的开始阶段从一系列频谱中按照特定的频谱选择机制确定其通信信道即可，这个选择过程不受授权用户状态的影响。而在无线认知 Ad Hoc 网络中，授权用户对网络中的可用通信频谱影响极大，当授权用户需要通信时，认知用户必须无条件退出占用的频段，这时网络中的频谱资源已经发生了改变，认知用户若想要继续通信，就必须重新进行频谱感知和接入。

② 拓扑信息收集困难。Ad Hoc 网络中，节点通常会在信道中周期性地广播，以此来收集需要的拓扑信息。但是，无线认知 Ad Hoc 网络中授权频谱的存在范围一般较广，所以通过信道广播来收集拓扑信息的方式是不现实的。因此，无线认知 Ad Hoc 网络的拓扑信息收集过程较为困难，并且由此引发的认知用户对授权用户的干扰问题以及不同认知用户之间产生冲突的问题也很严重。

③ 多信道的频谱切换。相对于 Ad Hoc 网络，无线认知 Ad Hoc 网络的频谱资源范围较广，并且因为授权用户使用频谱的随机性，使得可用频谱资源在时间和空间上也存在着较大的不确

定性。在无线认知 Ad Hoc 网络中, 认知用户在多跳通信过程中很容易产生频谱切换的问题。因此, 无线认知 Ad Hoc 网络需要对路由协议处理和频谱分配过程进行协调, 以尽量减少信道间不必要的切换。

④ 授权用户导致的路由失效。在 Ad Hoc 网络中, 用户是否因为自身的移动导致了所选路由失效, 下一跳会通过检测无回应信息的限制次数来发现该情况是否发生。而在无线认知 Ad Hoc 网络中, 导致路径不通而无法进行通信的原因不仅仅在于用户的移动性, 还在于授权用户对信道的占用。因此, 当使用选择好的路径无法进行通信时, 用户应该首先确定是自身的移动性还是频谱资源被占用而导致的, 然后再采取相应的恢复策略来保障通信的正常进行。

(2) 认知无线 Mesh 网络

频谱资源的日益紧缺及浪费, 已经成为无线网络发展的瓶颈。为此, 多数无线网络中都引入了认知无线电 (Cognitive Radio, CR) 技术。无线 Mesh 网络是一种新型的无线接入网络, 但是由于网络密度的逐渐增大和网络吞吐量的不断增加, 无线接入网络需要更高的容量来满足这些需求。因此, 基于认知无线电技术与无线 Mesh 网络架构各自的显著优点, 将认知无线电与无线 Mesh 网络相结合, 可以建立一种具有认知能力的新型的无线网络, 这就是认知无线 Mesh 网络 (CogMesh: Cognitive Mesh Network) [33][34]。认知无线 Mesh 网络是指应用认知无线电技术, 具备认知能力、可重配置和自组织等能力的无线 Mesh 网络。

除了具有无线 Mesh 网络的可靠性强、可扩展性强、覆盖范围大、频谱效率高等优点外, 由于采用先进的认知无线电技术, 认知无线 Mesh 网络呈现出与传统的无线 Mesh 网络不同的特点。在认知无线 Mesh 网络中, 各个节点应该能够感知环境 (认知能力)、分析和学习感知到的信息 (自组织能力) 和适应环境 (可重配置能力)。

① 认知能力。认知无线 Mesh 网络具有提供环境信息和决策依据的认知能力, 包括频谱感知、频谱分析和频谱决策 3 个循环步骤。通过频谱感知从环境中获取信息, 得到影响系统性能的环境数据; 通过对感知数据进行频谱分析提出对物理层、数据链路层、网络层、传输层及应用层的优化决策; 用户根据网络需求和应用相关信息, 结合频谱决策来指导调整认知无线 Mesh 网络使其达到最优化。其中, 频谱决策不仅要考虑带宽、延时等因素, 还要考虑主用户行为及次用户业务类型, 从而帮助次用户在候选信道中选择最佳的信道传输业务。认知能力保证了认知无线 Mesh 网络能够实时捕捉无线环境的变化, 并依据变化采取合适的通信参数, 优化网络各协议层和设备之间的协作。

② 可重配置能力。认知无线 Mesh 网络具有可重配置能力, 即认知 Mesh 设备可以根据环境认知结果和用户需求动态调整传输参数, 如工作频率、调制方式、传输功率、通信协议等, 以达到最优化自身性能来支持用户需求, 而不需要任何的硬件改动。

③ 自组织能力。由于认知无线 Mesh 网络的频谱动态性和异构性, 路由和拓扑状况变得更加复杂。认知无线 Mesh 网络具有自组织能力, 利用优越的频谱管理方案和路由选择机制, 方便节点接入网络和发现邻居节点, 这样有助于网络的自动建立和恢复。

另外, 异构的认知无线 Mesh 网络还必须具有安全性管理机制。

认知无线 Mesh 网络能够部署成基础模式、终端模式和混合模式 3 类网络结构, 以满足不同的需要。

① 基础模式结构。该模式分为三层, 如图 1-4 所示。静态的认知 Mesh 路由器构成无线网络框架, 组成骨干中继网。认知 Mesh 路由器可以为认知 Mesh 终端和传统终端提供接入服务,

也可以作为一个无线中继站将相邻认知 Mesh 路由器的流量转发到网关。具有网关和网桥作用的认知 Mesh 路由器可以实现与其他网络，如因特网、蜂窝网、WLAN、WiFi 等的互连。这样的无线多跳骨干网络为不同的无线通信系统之间的集成提供了灵活性，可以部署各种宽带无线技术；而且可以通过逐步部署，设置更多的网关来提高网络的可靠性，当某个网关出现故障，可以经其他路由和网关完成其数据的转发任务。

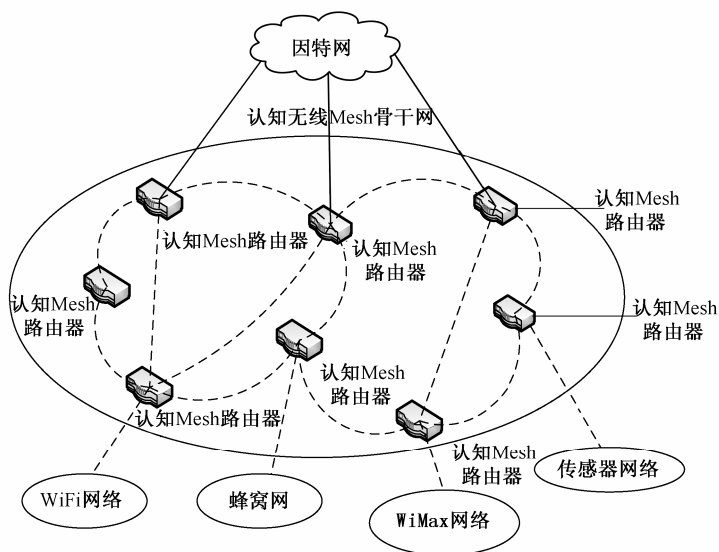


图 1-4 认知无线 Mesh 网络基础模式结构

② 终端模式结构。终端模式结构实际上是一种 Ad Hoc 网络结构模式，如图 1-5 所示。网络中的终端节点为对等结构，采用相同的网络协议。认知 Mesh 终端通过自配置连接形成一个点到点的网络，终端具有路由和信息转发功能，没有网关和网桥功能。两个无法直接通信的终端可以建立多跳路由发送数据。节点可以任意移动，网络拓扑结构动态变化。

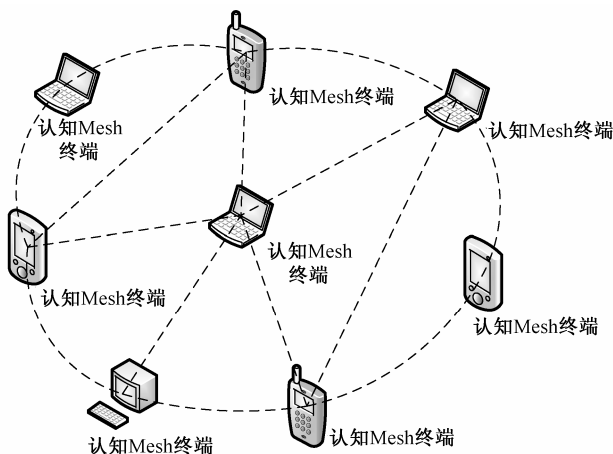


图 1-5 认知无线 Mesh 网络终端模式结构

③ 混合型结构。混合型结构是基础模式结构和终端模式结构的结合。如图 1-6 所示，具

有路由和转发功能的认知 Mesh 终端之间可以通过自组网方式互连，也可以通过认知 Mesh 路由器进行连接。混合结构可以提高网络的覆盖范围和网络的连接性，减少所需的路由器数量，降低网络成本。

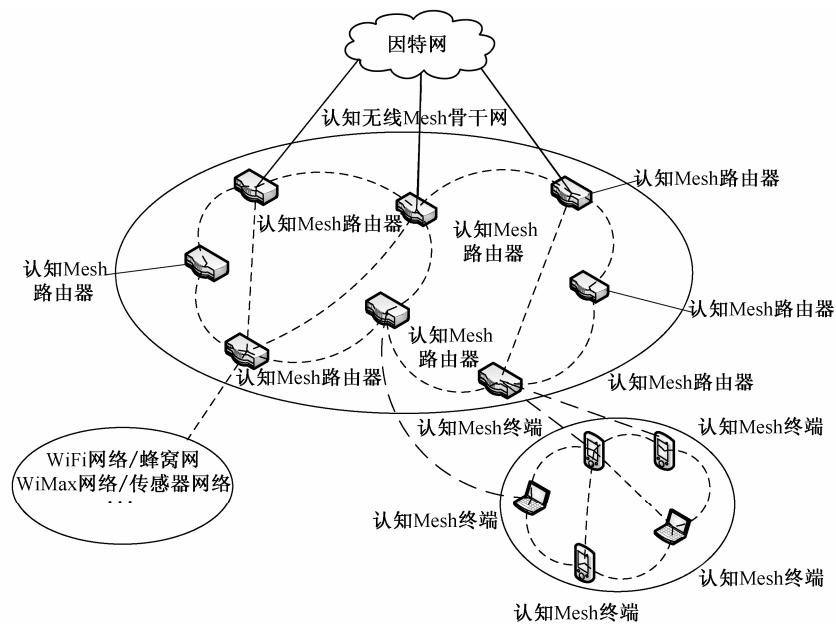


图 1-6 认知无线 Mesh 网络混合型结构

总之，认知无线 Mesh 网络通过将认知无线电与无线 Mesh 网络融合，使其不仅具有无线 Mesh 网络的自组织、自愈、多跳等特性，而且还兼具认知无线电动态频谱、网络认知与工作参数自适应调整、学习并实现最优动态组网与通信的能力，使其具有可靠性高、健壮性强、成本低、频谱使用效率高等诸多优点，相对传统无线 Mesh 网络而言，认知无线 Mesh 网络具有更加广阔的应用前景。

3. 多跳卫星网络

近年来，卫星网络的地位在全球数据通信中变得越来越重要，它不仅能提供全球无缝覆盖，具有连续的高带宽性能，而且还支持灵活、可扩展的网络配置。因此，卫星网络组网技术的研究成为了人们关注的焦点。要使用卫星组网，首先必须解决多颗卫星间的路由问题，即多跳卫星网络的路由问题。

那什么是多跳卫星网络呢？简单来说，多跳卫星网络就是由多颗卫星作为网络节点组成的、通过多跳路由转发实现业务数据传送的卫星网络。它具有星上处理和存储能力有限；星际链路传输时延长，误码率高；具有持续高度动态变化的网络拓扑；承载的数据流量分布不平衡 4 个特点。

正是以上特点使其既区别于传统地面固定网络，又区别于地面无线通信网络，这就使得地面固定网络的路由机制不能直接应用于卫星网络，因而必须针对多跳卫星网络的上述特点研究和设计新的路由机制。一般来讲，一种有效的多跳卫星网络路由技术应该具有以下性质。

① 网络拓扑动态变化的适应性。这是多跳卫星网络的路由技术应具有的基本性质。路由

技术还应采取适当措施避免可能出现的路由环, 或者在出现路由环时能够及时、有效地消除路由环带来的不利影响。

② 抗毁性。当两次路由更新间隔之间出现卫星节点失效或者链路故障时, 路由技术应能够有效避免由此引起的数据丢失, 这对于空间攻防对抗来说尤为重要。

③ 高效性。路由技术或协议应尽量降低实施的复杂性, 以较小的开销获得较大的传输成功率或系统吞吐量。

④ 网络流量变化的适应性。路由技术应能采取措施支持流量负载均衡以避免网络出现链路拥塞或节点拥塞, 或者在出现拥塞时能够及时、有效地消除拥塞带来的不利影响。

除此之外, 卫星网的组网结构也直接影响着路由技术的有效性。在不同类型的卫星星座中, 星与星之间的互连关系差异非常大。例如, 对于单层的低轨/中轨卫星星座, 只需要考虑同层卫星之间的可见性变化和星间物理距离变化; 而对于双层或多层卫星星座, 除需要考虑同层轨道上卫星之间的互连关系外, 还需要考虑处于层间轨道上卫星之间的互连关系。即使都是单层的卫星星座, 星座类型的差异也直接影响卫星间互连关系的变化规律, 如在玫瑰型 LEO 卫星星座和极地 LEO 卫星星座中, 相邻轨道面上卫星之间互连关系的变化差异就非常大。因此, 在考虑路由技术的上述性质时, 还应考虑技术的通用性。

以上描述中所说的“层”是按卫星所处高度的不同而划分的, 一般分为三层: 低轨 (LEO)、中轨 (MEO) 和高轨 (GEO), 即地球同步轨道。单层卫星网是由处于相同高度层的多颗卫星通过星间链路的连接而构成的通信网。多层卫星网是由处于高、中、低轨多个轨道层的卫星利用层内链路及层间链路的连续而构成的立体通信网。这种按组网结构进行分类的主要原因是不同结构的卫星网呈现出不同的运行规律, 在进行协议设计时, 可以充分利于这种规律性来简化路由协议, 提高路由协议的效率。

在单层卫星网络中, 研究对象主要集中在单层的圆极轨道 LEO 卫星网上。这种采用圆极轨道布星的星座, 卫星节点组成一个规则的网状结构, 如图 1-7 所示。由于卫星轨道的平行分布, 相邻轨道间的星间链路可以持续保持 (在两极附近及卫星反向运行带除外), 极大地减少了网络中的链路切换和重建路由的次数, 降低了路由协议设计的复杂度。

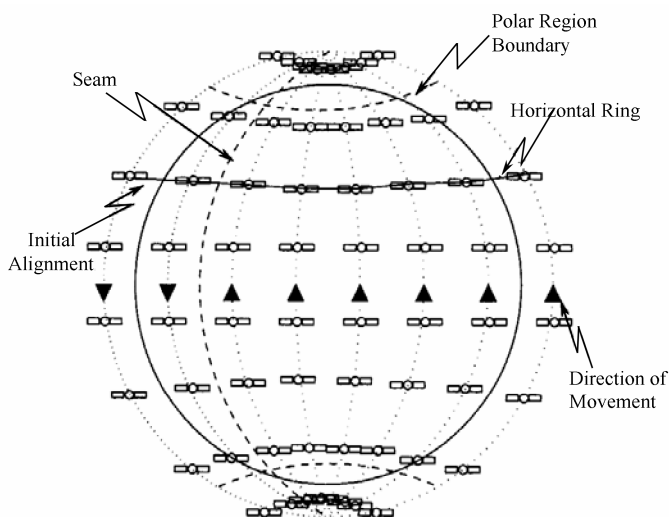


图 1-7 单层卫星运行图

在多层卫星网络中,路由协议主要针对的是由 GEO、MEO、LEO 卫星构成的系统,协议采用主从模式,以 GEO、MEO 为主干,LEO 为接入卫星。如图 1-8 所示,GEO 层由 N_G 颗高轨卫星组成,MEO 层由 N_M 颗中轨卫星组成,LEO 由 N_L 颗低轨卫星组成,并且在该体系结构中主要包括两种链路:星间链路(Inter Satellite Link, ISL)和用户数据链路(Universal Data Link, UDL)。其中星间链路可分为层内和层间两种,层内星间链路又分轨道内和轨道间两种。

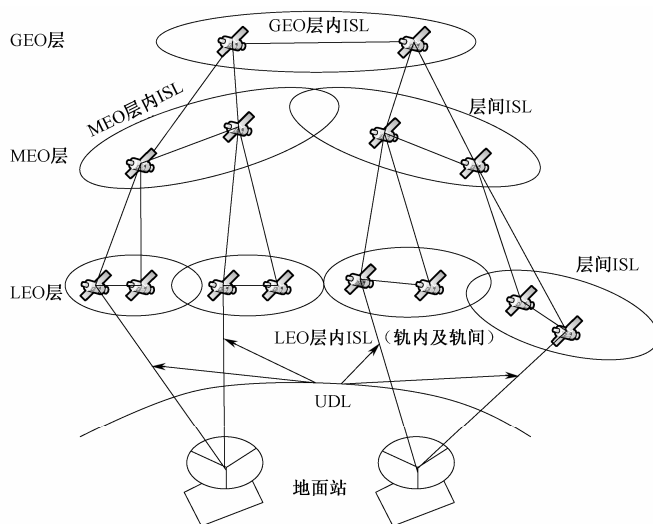


图 1-8 多层卫星网络架构

4. 水声传感器网络

水下网络的概念最早源于 1993 年美国提出的自主海洋采样 (Autonomous Ocean Sampling Network, AOSN),并于 1998 年开展了海网 SeaWeb 的实验。随着水下网络研究和应用的迅猛发展,尤其随着近年来硬件技术的发展,传感器节点已具备水下作业^[35]和感知各类矿物资源、化学元素的能力,适合水下环境的传感器节点协同组网并以声通信方式形成了水声传感器网络 (Underwater Acoustic Sensor Networks, UASNs)^{[36][37]}。

(1) 水声传感器网络的定义

水声传感器网络是指将能耗很低、具有较短通信距离的水下传感器节点部署到指定海域中,利用节点的自组织能力自动建立起网络,网络中的节点利用传感器实时监测、采集网络分布区域内的各种监测信息,经数据融合等信息处理后,通过具有远距离传输能力的水下节点将实时监测信息送到水面基站,然后通过近岸基站或卫星将实时信息传递给用户^[38],是海洋监测的一种必要手段。

水声传感器网络通常由两类设备组成:在水下大量部署的传感器节点和少量的岸基或海面工作站。传感器节点负责收集周围环境的有用信息,如海水的温度、盐度和流速等,再将数据通过单跳或多跳的方式发送给工作站。工作站既可以作为终端直接对数据进行处理,又可以作为中继节点将数据转发给远程用户。

目前的水声传感器网络主要有两种拓扑结构,即二维水声传感器网络和三维水声传感器网络。其中,二维水声传感器网络主要是由固定在同一深度(如海底)的传感器节点构成的。二维网络只能监测某一特定水平面,其拓扑结构和应用更接近陆上传感器网络。而三维水声传感

器网络中的节点存在于不同的深度,可以监测水下的三维立体空间。三维水下传感器网络又分为静态三维网络和动态三维网络两种。静态三维网络主要应用于监控系统,或者对海洋现象的监测,如海洋中的物理、化学、生物变化,洋流变化及海洋污染检测等。静态三维网络有两种形式:一种形式是将水中的每一个传感器节点都与一个水面上的浮标相连,通过调整线缆的长度来调节传感器节点在水中的深度,这种方式简单易行,但是水面上过多的浮标,阻碍了船舶的导航。另外,通过这种有线的方式调整传感器节点在海洋中的深度,限制了传感器节点的传感范围和通信范围。另一种形式是把传感器节点锚泊在海底,每个传感器节点都带有一个浮标,浮标把传感器节点拉向海洋表面,通过控制传感器节点和锚之间的长度可以把传感器节点固定到不同的深度。在动态三维网络中,存在着一定数量的水下自主探测器(Autonomous Underwater Vehicle, AUV),可以在水中自主移动,通过 AUV 上配置的传感器节点,对周围环境进行监测,并由 AUV 实现与外部的通信。这种带 AUV 的动态三维传感器网络,传感器节点可以到达任意的海洋深度,从而实现传感范围和通信范围的自主性和可变性,提高了网络的通信能力。因此,这种新型的三维网络,对海洋学的深入研究提供了有力帮助,在一些海洋突发事件中的应用也得到了普遍的认可。

(2) 水声传感器网络的特点

水声传感器网络主要利用水下声波信道进行通信。而水声通信信道非常复杂,传输条件十分恶劣,这些特点决定了水声传感器网络有着不同于陆上无线传感器网络的独特之处^[39]。

① 采用水声通信,信道带宽和传输速率有限,传输误码率高。相对于无线电在空中的传输速率,声波在水下的传输速率较小,信号传输延时较大,水声信道的多径效应、多普勒频移和环境噪声等使得水下声信号传输误码率较高,所以水声传感器网络比陆上无线传感器网络有较高的误码率;水声信道的传播范围与带宽成反比,因而水下环境远距离的数据传输带宽是十分有限的,一般水声环境中采用多路径代替单跳直接传输,以便获得较大的带宽。

② 网络规模大。一方面是指传感器节点分布在很大的水下区域内,另一方面是指在一定的区域内部署的传感器节点数量很多。

③ 自组织性强。在水下传感器网络中,通常情况下传感器节点被放置在没有基础结构的地方,传感器节点的位置不能预先设定,因此传感器节点应具有自组织能力,能够自动进行配置和管理,通过拓扑控制机制和网络协议自动形成转发监测数据的多跳水声网络系统。

④ 动态性明显。在水声传感器网络运行过程中,节点一般随着海洋洋流漂移,并且由于海水涨潮、落潮、海洋中大型哺乳动物的活动和航运等原因,传感器节点可以独立地以任意速度和方式在网络中移动。另外,部分传感器节点由于能量耗尽、移出目标区域或其他原因而失效,一些新的传感器节点可能为了弥补失效节点并提高网络的监测精度被后续补充到网络中。因此,网络中传感器节点的不断移动、节点个数的改变,使得整个水声传感器网络的拓扑结构不断动态变化。

⑤ 可靠性要求高。水下环境恶劣,传感器节点容易遭受污垢腐蚀,且人为维护困难。因此,水下节点应非常坚固,不易损坏,以适应这种恶劣环境。

(3) 水声传感器网络的应用

近年来,随着水声通信技术的进步,水声传感器网络的应用范围越来越广泛,已经由军事领域扩展到民用领域,主要有以下几个方面。

① 环境监测。通过在河流、浅海、湖泊中布置传感器网络,可以完成水域 3D 环境重构、

实时水质监测等任务。通过对洋流和风向数据的监测,可以对天气预报提供有效的参考依据;通过监测海洋气候的变化,可以了解并预测渔业对海洋生态系统的影响。

② 灾害预测。长期部署在海洋环境中的水声传感器网络可以监测水下地震活动,研究海底地震活动规律,并且可以通过网络系统向海岸区域提供海啸预警信号。例如,1998年美国启动的海王星计划(加拿大于1999年6月加入)的原型试验,美国和加拿大分别建立了试验观测系统^[40]MARS(Monterey Accelerated Research System)和VENUS(Victoria Experimental Network Under the Sea),为海洋学家提供实时数据以进行海底地震学、生物学等方面的研究。该系统已运行,通过因特网就可访问到实时发布的监测数据和图形图像产品。

③ 辅助导航。水下移动传感器网络也可通过识别海床的障碍物、定位浅海的岩石和漂浮物的位置等来引导船只避开,定位失事船只位置为营救伤员提供信息等。

④ 海洋资源探测。装备了水声和光传感器的多AUVs联合形成水下移动传感器网络,能够快速地进行水下油气或煤炭资源勘探。

⑤ 侦察预警。在关键航道和港口等附近布置水声传感器网络,以监测外部变化,发现可能的危险或威胁,可以随时通过网络系统通知海岸人员,进行侦查和预警。

由此可见,水声传感器网络未来势必能在水体监测和开发中发挥重要作用。

5. 无线体域网

随着无线便携式设备的大量涌现及传感器技术的发展,以人为中心的无线网络成为人们关注的焦点,无线体域网就是在这样一个大背景下兴起的,其微小性和实用性使得它在人们的日常生活、医疗、娱乐和航空等领域具有广阔的应用前景,并日渐成为研究热点。针对无线体域网,国际标准化组织于1998年3月成立IEEE802.15工作组,其中第6小组于2007年12月成立,并着手制定IEEE802.15.6标准,该标准将是一个在人体体内或表面进行短距离无线通信的标准。

(1) 无线体域网的定义

无线体域网^[41](Wireless Body Area Networks, WBAN)是指将数个放置在人体不同部位、功能不同的传感器节点及便携式移动设备组成用于检测人体身体状况或提供各种无线应用的短距离无线网络。它不仅是一种新的普适医疗保健、疾病监控和预防的解决方案,还是物联网的重要感知及组成部分。其目的是提供一个集成硬件、软件和无线通信技术的泛在计算平台,并为普适的健康医疗监控系统的未来发展提供必备的条件。

构成无线体域网的基本单元根据其功能主要分为三类:中央控制器(CU)、便携式移动设备及不同功能的传感器节点。这些单元之间采用以中央控制器为中心的拓扑结构组建网络,由中央控制单元实现与外部网络的通信。

如图1-9所示,中央控制单元是无线体域网和外部网络之间的通信接口。它接收外部网络的信息或者监测用户的相关指令,根据此信息或指令,利用本身所存储的每个设备的ID来选择相应的移动设备和传感器,建立通信链路。

便携式的移动设备,如手机、PAD、耳机、MP3等音视频设备,可以为用户提供不同种类的服务。有些设备(如手机)自身就可以直接与外部网络通信,有些设备(如MP3)则只能在人体域范围内通信。为了降低整个系统的成本和复杂度,通常只有其中一个设备具有与外部网络通信的能力,其他的设备可以通过该设备实现与外部网络通信。如图1-9所示,只有手机和

CU 同时具有人体域内通信和与外部网络通信的能力。

传感器节点采集用户感兴趣的信息，并在中央控制器的控制作用下把采集到的信息及时传到中央控制器，它不具有与外界通信的能力，只能在人体范围的网络内传输信息。采集的信息通过人体携带的移动设备显示出来，或通过 CU 与外部网络通信，将信息送到远程控制中心。

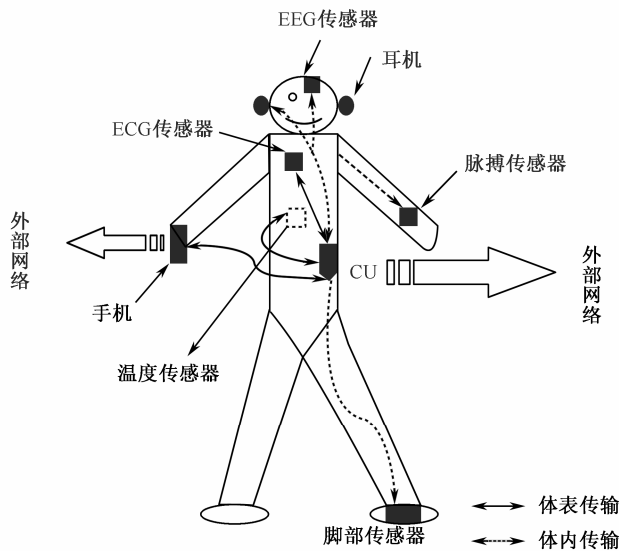


图 1-9 无线体域网的基本构成单元

（2）无线体域网的特点

与传统的无线传感器网络相比，无线体域网有很多不同的特性，并在诸多方面有严格的限制条件，利用无线传感网的技术已经不能满足无线体域网的需求。无线体域网的主要特点如下：

① 节点的能量、计算能力和存储容量有限。一方面，无线体域网和传统的无线传感器网络一样，是由电池进行供电，但无线体域网的节点大多依附于人体表面，有的甚至植入体内，因此节点更加微型化，更换电池代价更大。另一方面，传感器节点微型化导致其计算能力和存储容量有限。

② 传感器节点数据异构性明显。在无线传感器网络中，每个传感器是同构的，即其可以相互替换或协作完成功能。而在无线体域网中，传感器节点都有其特定的功能。例如，心电传感器、体温传感器、血氧传感器等，其采样率、最长时延容限等特性都不一样，甚至差异很大。

③ 数据业务多样性、相关性的网络。随着无线便携式技术、网络技术等现代技术的飞速发展，无线体域网的业务模式呈现出多样性的特点。一方面，该网络可以提供多种业务服务，如数据业务，音频，视频等；另一方面，对于同一种应用场景，如医疗应用，无线体域网中所处理的数据会因为传感器节点所采集的人体生理数据不同而呈现多样性的特点，而采集的各种生理信息在一定程度上具有相关性^[42]。因此，无线体域网是一种与应用相关的网络，根据不同的应用需求，应构建合适的网络模型。

④ 以数据为中心的网络。无线体域网中的节点采用节点编号标识，节点的编号和节点的位置没有关系。远程控制中心在需要某方面数据信息时，只需要把指令信息直接告诉网络的 CU，然后由 CU 向全网广播该指令信息，并不需要给指定编号的节点发送信息。可见，和无线

传感器网络相同,无线体域网也是一个以数据为中心的网络。

⑤ 动态性、自组织的网络。无线体域网的拓扑结构可能因为身体四肢的随机移动导致节点之间的通信中断、电能耗尽造成节点出现故障或失效、新节点的加入等因素而发生改变,这就要求无线体域网必须能够适应这些变化,其网络拓扑应具有可重构性,因此,在设计网络路由协议时,必须考虑这些因素,保证网络能够在移动的情况下正常通信。

(3) 无线体域网的应用

目前,无线体域网最主要的应用是远程医疗领域,但是随着无线新技术的不断发展,无线体域网将应用于许多其他领域。

① 医疗应用。现有的个人医疗监控系统,它的传感器节点和处理单元之间有复杂的线缆连接,也限制了病人的正常活动。无线体域网的应用,使得被监控人可以摆脱复杂的线缆连接,从而扩大活动范围,即使在户外活动中,传感器节点采集到的数据也能有效地发送到中央处理端,使得信息能够及时得到处理。无线体域网中传感器可以监控的内容包括:脑电图,用于监控大脑电磁活动;心电图,用于监控心脏活动;肌电图,用于监控肌肉活动;呼吸监控,用于监控呼吸系统。此外也可以具有一些简单的监控,如体温、心率、血压、血氧等。其中最常见的场景为医院中监测重症病人,医院外监测普通病人及监控老人的身体状况等。

② 日常生活领域。除了在医疗领域的广泛应用之外,无线体域网在人们的日常生活中也起着重要的作用。现今社会残疾病人越来越受到关注,无线体域网在残疾人群中备受欢迎,如在盲人足部穿戴体域网传感器,这样盲人就可以通过无线体域网感知路况信息,或以声音告知盲人所处位置等。

③ 危险场合。无线体域网除了帮助残疾病人解决生活上的不便以外,还可以为更多的健康人群提供诸如体育运动强度监测、危险区域信息监测等应用。例如,消防员出入高温、有毒气体的环境,如果温度和有毒气体的浓度超出危险阈值,携带在身体上的设备就会发出警示信息,提示消防员该采取何种措施急救等。这些应用在我们的日常生活中起着不可或缺的作用。

④ 娱乐应用。无线体域网在娱乐领域的应用包括用户接口、无线耳麦、同步的音频和视频、音频或视频流传输等。这些领域中使用的无线体域网技术不仅能减少有线连接,提高使用的方便性,而且还能提供多个人之间资源共享。

⑤ 航空应用。假如在航天员的身上安置一个无线体域网,在太空舱的某些设备装置 WBSN 的传感器,这样可以将一些重要的航空信息及宇航员的身体状况通过卫星通信的方式返回到地面的控制中心。由此可见,当前的登月计划为体域网提供了广阔的应用空间。

1.3 无线自组织网络路由协议基础

在无线自组织网络中,路由是指把信息从源穿过网络传递到目的地的行为。路由协议则是实现路由的一种规约,是路由器之间实现路由信息共享的一种机制,它允许路由器之间相互交换路由信息和维护各自的路由表。路由协议工作在网络层,负责收集关于网络当前状态的数据并寻找最优传输路径,根据这些数据,路由器就可以创建和维护路由表以便以后的数据分组转发。由于无线自组织网络中节点间的相互通信是通过多跳路由来实现的,而这种多跳的通信方

式又必须依靠路由协议的设计，因此路由协议是无线自组织网中不可或缺的一部分，它的设计方法与实现原理对于网络的性能起着极其重要的作用。

1.3.1 传统无线自组织网络路由协议研究现状

路由协议开发是无线自组织网络研究领域最具挑战性的工作之一，除了必须适应无线信道特性以外，还须面临网络环境与网络拓扑变化无常、节点资源有限等问题，并需要特别考虑无线通信物理层和 MAC 层特性对网络层的影响。

早期的无线自组织网络路由技术研究仍然承袭了来自固定网的基本思路，把路由查询建立在对全网路由信息精确掌握的基础之上，并将控制平面与数据平面分离。但由于无线自组织网络稳态持续时间很短，有时甚至在很长时间内无法进入稳态，因此早期的研究者不得不面对这样一种困境：提高拓扑信息更新的速度必然引起巨大的网络开销及频繁的路由震荡，而要克服这两个问题又必须以牺牲路由选择的准确性为代价。尽管此类研究的最终结果并不理想，却有助于人们认识无线自组织网络中路由查询所面临的主要问题。

目前在无线自组织网络的路由技术研究领域有两种主流的设计思路。

(1) 仍然将控制平面与数据平面分离，但不保证路由表具备 100% 的准确性和实时性，这一类型的协议包括区域路由协议 (Zone Routing Protocol, ZRP)、基于鱼眼技术的先验路由协议 (Fisheye State Routing, FSR) 等。

(2) 将控制平面与数据平面融合，以数据流触发路由查找过程，以提高路由查询开销为代价换取路由信息的实时性，代表性的协议有按需驱动距离矢量路由协议 (Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing, AODV)、动态源路由协议 (Dynamic Source Routing Protocol, DSR) 等。

1.3.2 无线自组织网络路由协议设计条件与要求

在无线自组织网络中，路由协议的设计方法与实现原理对于网络的性能起着极其重要的作用。该类网络中节点间的相互通信是通过多跳路由来实现的，而这种多跳的通信方式则必须依靠路由协议的设计。无线自组织网络的典型特点是，其中的每个节点拥有双重身份，既是主机，也是路由器。一般无线网络中采用的路由协议具有的共性是，路由更新会导致节点能量和网络带宽大量的周期性消耗。路由建立更新过程对拓扑变化的收敛比较慢，不能满足无线自组织网络的要求。同时，由于网络中的路由信息都是分布式地存储在网络中的各个节点上的，因此，无线自组织网络中的路由协议还要保证这种分布式存储的信息能够适应网络的动态变化。

无线自组织网络路由协议的设计还需要综合考虑业务需求、网络能力、自组网的特点等因素，以实现路由协议的基本功能。其中，业务需求决定了路由协议的设计目标，针对不同的业务需求人们从不同的角度设计了多种类型的路由协议；网络能力影响路由协议的优化策略，不同的网络对于协议的支持不同，使得协议的优化策略不同。自组网本身的特点决定了自组网路由协议具有一些独特的关键技术问题，如网络拓扑结构的动态变化将造成路由环路，导致路由失效；无线传输带宽有限带来控制开销优化问题；移动节点的能量有限带来节能问题；在某些条件下节点地理位置信息已知的特点引入路由协议和定位技术的结合问题。

1. 无线自组织网络路由协议设计要求

由于无线自组织网络具有动态拓扑、带宽有限、终端受限、存在单向信道等特点,对在其上运行的路由协议便提出了许多具体而严格的要求。

① 变化的网络拓扑的要求。路由协议必须具备对网络拓扑变化快速反应能力,计算路由时收敛迅速,获取有效路由,尽量避免路由环路的发生,提供方便简单的网络节点定位方法。

② 通信复杂度和节能的要求。创建降低路由请求频率、分组等待延时和协议开销的路由机制,降低通信复杂度,有效利用带宽资源,降低控制管理开销,减少发生时间和发生数据量,节约有限的资源。

③ 安全性要求。改进常规的安全机制,如使用合法密钥进行路由信息数字签名,降低遭受攻击的可能性。

④ 在网络服务质量(QoS)支持上要求。动态配置网络资源,获得较高的数据传输效率,保证多媒体业务传输质量,保证单跳及多跳路径上的QoS等。

⑤ 收敛迅速。自组网的拓扑结构是动态的,随时处于变化之中,这就要求路由协议必须对拓扑的变化具有快速反应能力,在计算路由时能够快速收敛,及时获得有效路由,避免出现目的节点不可达的情况。

⑥ 提供无环路由。无论对有线网络还是无线网络,提供无环路由都是对路由协议的一项基本要求。但在无线自组织网络中,由于拓扑结构的动态变化会导致大量已有路由信息在短时间内作废,从而更容易产生路由环路。在无线自组织网络中提供无环路由就显得尤为重要而且更难做到。

⑦ 避免无穷计算。经典的距离矢量协议在某条链路失效时,有可能出现无穷计算的情况。无线自组织网络中,链路失效是经常发生的,这就要求在无线自组织网络中运行的路由协议必须能够避免无穷计算。

⑧ 控制管理开销小。无线自组织网络中无线传输带宽有限,传送控制管理分组不可避免地会消耗掉一部分带宽资源。为了更有效地利用宝贵的带宽资源,需要尽可能地减小控制管理的开销。

⑨ 对终端性能无过高要求。无线移动终端使用的可耗尽能源、CPU性能、内存大小、外部存储容量等都低于固定的有线终端。因此,在无线自组织网络中不能对终端性能要求过高。有线网络中用计算的复杂度来换取路由协议性能的做法,在无线自组织网络中不再适用。

⑩ 支持单向信道。在无线自组织网络中,经常有可能出现单向信道。支持单向信道也是对路由协议的要求之一。

⑪ 尽量实用简单。简单有助于提高可靠性,简单有助于减少各种开销。在实现路由功能的前提下,力求简单,应是设计无线自组织网络路由协议的原则之一。

2. 无线自组织网络路由协议的路由判据

路由判据是路由协议的一个重要组成部分,是用来评价一条路径优劣的依据。路由判据是指路由参数、权重或与链路和路径相关的值,通过计算找到源节点和目的节点间开销最小或权值最小的路径,从而决定选用哪一条路径。

无线网络中的经典路由判据主要有最小跳数^[43]、路径稳定性、链路质量等。

其中,最小跳数判据只考虑了路径长度,而没有考虑路径中的链路质量,且以跳数作

为路由判据时,会使路由上某些节点的负载过重,形成一些“热点区域”,在这些区域内的节点特别繁忙,要为多个业务流转发数据包。而周围区域内的节点由于处理的数据量很少而相对空闲。在“热点区域”内可能出现网络拥塞现象,导致经过该区域的数据包有较大的延迟,甚至被丢弃,同时节点负载重会导致能量快速消耗而死亡,而此时空闲区域的节点还有较高的能量,这会严重地影响网络的寿命。显然最小跳数路径并不一定是最优路由。

基于路径稳定性的路由协议建立的路径具有较强的网络鲁棒性,能够有效地减少数据传输过程中链路中断次数,从而有效地提高网络的性能。现在主要有以下三类路径稳定性的判定方法。

① 节点位置法。节点位置法通过数据分组中携带 GPS 定位信息,来预测邻居节点间的链路有效时间。在路由选择过程中,选择链路有效时间最长的节点。显然,该方法需要 GPS 硬件的支持。ODMRP^[44]通过 GPS 硬件来获取节点位置,并借助计算公式来预测链路的有效时间,Dongkyun Kim 等人^[45]在路由选择过程中,通过 GPS 硬件获取位置信息并结合节点的无线传输距离来选择有效时间最长的链路。

② 节点接收信号强度法。通过节点接收到的信号强度来预测链路的稳定性。在路由发现过程中,当节点接收到路由请求分组时,首先判断该分组的信号强度是否大于指定的门限值,如果大于则转发,否则丢弃。

③ 累计统计法。例如,NCR-AODV^[46](Neighbor Change Ratio Ad hoc On-demand Distance Vector)路由协议通过节点周期性地发送 Hello 分组来获知与邻居节点的连通性,节点记录不同时间段内的邻居节点集合,通过邻居集合并集与邻居集合交集的比值来计算邻居节点的变化率,两者的比值越大表示节点的局部拓扑变化越慢,比值越小表示节点的局部拓扑变化越激烈。在路由选择过程中,尽量选择局部拓扑变化缓慢的节点,同时通过节点邻居变化率累乘的方法来减少链路的跳数;ABR^[47](Area Border Router)用链路的关联度来表示链路的稳定程度。链路关联度通过节点收集到的信标数目表示。网络中的所有节点保存和维护一张信标表,当节点收到邻居发送的信标时,就会更新自身的信标表,在信标表里添加一条该信标发送节点的联合条目。当邻居节点离开了本节点的通信范围,则删除信标表里该邻居点的信标条目。关联度反映了节点局部拓扑的稳定程度,关联度越高则稳定度越高,反之则稳定度越低。

基于路径稳定性的路由协议虽然能够从多个路径中选择一条较为可靠的路径,通过减少链路中断的概率来获取比最短跳数路径更优的路由,但这种度量并不适合节点移动速度较快、拓扑变化激烈的网络。另外,无论是基于跳数的还是基于路径稳定性的路由判据都没有考虑链路质量,使得选择路径中存在着某些“热点区域”,这些区域的节点会使大量的分组得不到及时地处理而堆积在节点缓存区,从而使得节点能量急速消耗,并增加了数据分组在节点的停留时间,导致网络平均端到端时延的增加。

链路质量包括带宽、分组丢失率和端到端时延等。现有的反映链路质量的参数主要有 RTT (Round Trip Time)、ETX (Expected Transmission Count)、ETT (Expected Transmission Time)、mETX (modified ETX) 等。RTT 表示数据包在相邻两节点间的往返传输时延,网络中的所有节点周期性地在一跳范围内广播带有时间戳的探测数据分组。接收到该分组的邻居节点回复确认信息,这样节点就能够计算出到邻居节点的往返传输时延。单 RTT 存在“自干扰”问题,所谓自干扰是指探测分组的发送可能会因节点的繁忙而增加排队时延或退避时延,造成网络吞吐量下降和端到端时延的增加。ETX 表示数据包成功传输时的期望发送次数。

以 ETX 为路由判据具有高吞吐量和高效率的优点,但 ETX 具有如下缺点:

① ETX 无法在流量负载很高的情况下有效工作,当流量负载很高时,探测分组可能被丢失或排队。

② 为探测分组加入一个单独的队列会导致无法与流行的 MAC 协议和路由协议同时使用。

③ 当节点移动时,可能造成下层的路由协议重新配置路径,影响了 ETX 的计算或影响了给邻居节点发送正确 ETX 值的通信,使得某些时间段 ETX 的计算不准确。

R.Draves 等人^[48]在 ETX 的基础上提出了 ETT,即期望传输时间。ETT 综合考虑了链路的丢包率和实际传输速率,因此可以为上层提供一个较为真实的信道质量度量。但由于上述参数是一个平均值,对整个信道的动态变化反应并不灵敏。为解决上述问题,mETX 通过计算这些变量的方差以反映信道质量的动态特性,来弥补 ETT 对信道的动态变化反应不灵敏这一方面的不足。

综上所述,自组织网的路由协议设计需要综合考虑网络能力、自组织网的特点和运行环境、路由协议基本功能等诸多因素。

1.3.3 无线自组织网络路由协议的类型

无线自组织网络路由协议依据接收业务数据的目的节点个数、通信模型、路由发现策略、是否使用 GPS (Global Positioning System) 等提供的定位信息、网络所采用的拓扑结构、单个源-目的节点对创建路由的数量等不同的标准,分类方式也各不相同。

1. 根据接收业务数据的目的节点个数的不同进行分类

根据接收业务数据的目的节点个数的不同,无线自组织网络路由协议可分为单播路由协议、组播路由协议、选播路由协议和广播路由协议。

单播是指单个源节点与单个目的节点之间传送信息的一种通信方式。单播路由协议是通过路由器将到网络上某一位置的通信从源主机转发到目标主机。现在研究较多的还是单播路由协议。例如路由消息协议(Routing Information Protocol, RIP)、表驱动距离向量路由协议(Dynamic Source Routing Protocol, DSDV)、按需驱动距离矢量路由协议(Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing, AODV)等。

组播是指源节点和目的节点之间一对多或者多对多的致力于面向群组计算的通信方式,它使用单一的目的地址把数据发给一组主机。组播路由协议是实现组播的基础,其功能主要是形成一定的机制(如构造组播分发树或形成组播网络等)来完成组播路由任务。根据通往组成员的路由产生方法的不同,无线自组织网络组播路由协议又可分为基于树的组播路由协议、基于网络的组播路由协议、混合的组播路由协议、无状态组播路由协议、地理组播路由协议^[49]。

① 基于树的组播路由协议一般包括两个过程:组播树形成和组播树维护。典型协议有利用递增序号的组播路由协议(Ad Hoc Multicast Routing Protocol utilizing Increasing Id-number, AMRIS)、按需距离适量的组播路由协议(Multicast Ad Hoc On-demand Distance Vector Protocol, MAODV)等。

② 基于网络的组播路由协议是把数据分组以广播的方式在网络中传输,一般包括两个过程:加入组播网络和维护组播网络。典型的协议有按需组播路由协议(On-Demand Multicast Routing Protocol, ODMRP)、核心辅助的网格协议(Core-Assisted Mesh Protocol, CAMP)等。

③ 混合组播路由协议是充分利用树结构和网格结构各自优点，在网格结构基础上构建组播树，一般包括建立网格和建立组播树两个过程。典型的混合组播路由协议有 Ad Hoc 组播路由协议（Ad Hoc Multicast Routing Protocol, AMRoute）等。

④ 基于树和网格的组播方式在创建和维护分发树和网格时都有时间上的开销，而在无线自组织网络环境中，移动节点的频繁移动又使得维护分发树和网格的开销显著增加。为了使这个问题的影响减至最小，源节点在分组头部明确列出目的地址的无状态组播方式被提出。这种方式主要针对小型组的组播，并假定由底层的路由协议根据分组头部包含的地址来负责把分组转发到各个目的节点。无状态组播路由协议主要是 DDM（Differential Destination Multicast）协议。

⑤ 地理组播路由协议指使用网络节点地理位置信息的组播路由协议。在地理组播路由协议中，节点地理位置的邻近程度替代了原来的网络地址，泛洪法得以使用，但它受到源节点位置和组播区域的限制。地理组播路由协议有 LBM（Location-Based Multicast）和 MBGR（Mesh-Based Geocast Routing）协议等。

选播（Anycast）意味着“在一个源客户端和用同一个地址（选播地址）标识的多个目的服务器中最近者之间的分组流”。它的具体含义包括：多个服务器可以用同一个选播地址表示，通常提供同样的服务；希望得到这种服务的节点能够自动地与最近的服务器相连（如何相连由选播路由确定）。对于网络资源有限的网络（如移动 Ad Hoc 网络）来说，将分组转发到“最近”的节点不仅可以减少分组转发的跳数而且可以节省功耗、节约带宽和减少分组碰撞的可能。目前已提出的选播路由协议有 A-DSR^[50]、A-AODV^[51]等。

广播是一种将信息发送给除本节点以外所有其他节点的通信方式。目前，广播路由协议可以大致上分为四类：泛洪、基于概率的广播协议、基于区域的广播协议和基于邻居信息的广播协议。其中，泛洪是使每一个收到消息的节点把消息再广播给它的所有邻居节点（发送消息给它的节点除外）；基于概率的广播协议是当节点收到消息时，并不一定转发消息，而是以一定的概率转发消息；基于区域的广播协议是如果知道节点的位置信息和节点间的距离信息，就可以减少转发的次数，减少网络开销。节点的位置信息可以通过 GPS 接收设备获得，节点间的距离信息可以通过测距装置得到或通过测量无线信号的强度来估算；基于邻居信息的广播协议是一种利用邻居信息的最小连通支配集的分布式近似协议，它能大量减少重复的广播消息，有效地解决广播风暴问题，具有较好的可伸缩性。

2. 根据通信信道数量的不同进行分类

根据通信信道数量的不同，无线自组织网络路由协议可以分为单信道和多信道路由协议。

在单信道条件下，整个网络中所有节点使用同一个信道进行通信。但是单信道不仅限制了通信容量，也造成了相当大的资源浪费。大多数协议都是基于单信道的。例如按需路由协议（On Demand）和表驱动路由协议（Table Driven），它们都是单信道路由协议。

多信道则是在网络中有多个信道，相邻节点可以使用不同的信道来进行通信。多信道的采用不仅可以充分利用无线资源提高网络的容量，也提高了数据传输速率。为了充分利用无线资源以提高网络的容量，多信道路由协议在传统路由协议基础上进行相应的改进以适应多信道网络环境。例如混合路由协议（Hybrid Wireless Mesh Protocol, HWMP）、多信道路由协议（Multi-Channel Routing Protocol, MCRP）、多射频链路质量源路由协议（Multi-Radio Link-Quality Source Routing, MR-LQSR）。

3. 根据路由发现策略的不同进行分类

根据路由发现策略的不同,无线自组织网络路由协议可以分为主动式路由协议、按需路由协议和混合路由协议。

主动式路由协议也被称为表驱动(Table Driven)路由协议、先应式路由协议。在主动式路由协议中,网络中每一个节点都要周期性地向其他节点交换路由信息,并且每一个节点都要保存路由表。当网络拓扑结构发生变化时,节点就在全网内广播路由更新信息,这样每一个节点就能连续不断地获得网络信息。常见的主动式路由协议有表驱动距离向量路由协议(Dynamic Source Routing Protocol, DSDV)、基于鱼眼技术的先验路由协议(Fisheye State Routing, FSR)、全局状态路由协议(Global State Routing, GSR)、分级状态路由协议(Hierarchical State Routing, HSR)等。

按需路由协议也叫被动式路由协议、反应式路由协议。按需路由协议仅在需要路由时才由源节点来创建,因而拓扑结构和路由表内容是按需建立的,通信过程中维护路由,通信完毕后便不再进行维护。通常按需路由包括3个过程:路由发现、路由维护和路由拆除。常见的按需路由协议有动态源路由协议(Dynamic Source Routing Protocol, DSR)、按需驱动距离矢量路由协议(Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing, AODV)、临时路由需求协议(Temporally Ordered Routing Algorithm, TORA)、基于关联性的路由协议(Associativity Based Routing, ABR)等。

无线自组网中单纯采用主动式或按需路由协议都不能完全解决路由问题,因此,许多学者提出了结合主动式和按需路由协议优点的混合路由协议。混合路由协议在小范围局部区域内使用主动式路由协议,局部区域间则采用按需路由协议。这样可将主动式路由协议的周期性广播限定在一个局部区域内,从而减轻因全网广播带来的路由负荷,实现了按需路由协议和主动式路由协议强弱互补,具有相对低的带宽消耗和路由发现延迟。例如,HWMP(Hybrid Wireless Mesh Protocol)协议,它是将反应式路由协议和基于树状拓扑的先验式路由协议相结合的综合性路由协议、AODV与OLSR混合路由协议AOHR(AODV and OLSR Hybrid Routing)等。

4. 根据是否使用GPS等提供的定位信息进行分类

目前,存在着一些比较成熟的定位技术,如GPS、北斗定位系统等,可以为无线自组织网络中的节点提供地理位置信息。根据是否使用GPS等提供的定位信息,无线自组织网络路由协议可以分为地理定位辅助路由协议和非地理定位辅助路由协议。

在无线自组织网络中,定位信息可用于定向路由,统一的时钟可以实现全局同步。相关研究已表明,地理定位信息能够提高路由性能。大多数路由协议可以借助GPS等位置信息进行改进。目前,地理定位辅助路由协议主要有地理辅助路由协议(Location-Aided Routing Protocol, LAR)、移动距离效应路由协议(Distance Routing Effect Algorithm for Mobility, DREAM)、贪婪型转发和沿周边转发路由协议(Greedy Perimeter Stateless Routing, GPSR)等。

5. 根据网络所采用的拓扑结构的不同进行分类

根据网络所采用拓扑结构的不同,无线自组织网络路由协议可分为平面路由协议与分级路由协议。

对于平面路由协议,其网络的拓扑结构是平面结构,源节点与目的节点之间会存在许多条

可用的路由。由于所有节点地位对等、功能相同，且节点之间的通信是由网络中所有的节点共同协作完成，所以平面路由协议是完全分布式控制，可靠性高，能缓解网络出现局部拥塞问题。平面路由协议包括所有的主动路由协议和按需路由协议。

对于分级路由协议，其网络的拓扑结构具有层次性，即把节点划分为不同的集群并对群内外的节点指定不同的功能。分级路由的主要目的有两个：一是减少参与路由计算的节点数，减少节点路由表的尺寸，降低交换路由信息所需的通信开销和维护路由表所需的内存开销；二是通过某种集群形成策略，产生一个较为稳定的子网络，减少拓扑结构变化对路由协议带来的影响。分级路由协议主要有 GSR (Global State Routing Protocol)、DDR (Dial on-Demand Routing)、HSR (Host Specific Routing Protocol) 等。

6. 根据单个源-目的节点对创建的路由数量的不同进行分类

根据单个源-目的节点对创建的路由数量的不同，无线自组织网络路由协议可分为单路径路由协议与多路径路由协议。

单路径路由协议在一次路由发现过程中只得到一条路径，任意通信节点对之间使用一条路径来路由数据包。因此它可以节约存储空间，但数据通信量少，如按需驱动距离矢量路由协议 (Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing, AODV)。

而多路径路由协议在一次路由发现过程中在源和目的节点间选择多条路径，分组沿着其中一条或多条路径传送数据，从而减少路由发现次数，可以充分利用多条链路的冗余，提高整个系统的投递率，降低控制开销与端到端延时，增大信息融合的机会。例如 Ad Hoc 按需多径距离矢量路由协议 (Ad Hoc On-Demand Multipath Distance Vector, AODMV)、分离多径路由 (Split Multipath Routing, SMR) 等。

7. 根据节点上装备的无线网络接口设备的数量不同进行分类

根据节点上装备的无线网络接口设备的数量不同，无线自组织网络路由协议可分为单接口路由协议和多接口路由协议。

在单接口方式中，每个节点只配置有一个无线 NIC (Network Interface Card)。单接口路由协议以最短路径作为路由准则，忽略了节点之间的干扰和节点自身的负载度，并不能很好地发挥多接口的功能，如单收发器多信道路由协议 (Multi-Channel Routing Protocol, MCRP)。

在多接口方式中，每个节点配置有多个 NIC，一个节点可以同时使用多个信道并行发送和接收数据。多接口的好处就是发送和接收数据可以并行进行，大大降低了端到端的传输时延，端到端带宽也能得到大幅提高。多接口路由协议解决了单接口路由协议出现的按照最小跳数获得的路径，但并不意味着该条路由在性能上是最优的长度，还需要考虑链路的干扰以及节点负载度的问题，如 MI-DSR 协议 (Multi-Interface Dynamic Source Routing)。

1.3.4 无线自组织网络路由协议的应用与发展

伴随着无线自组织网络的出现，无线自组织网络路由协议也走过了数十个春秋。但至今在无线自组织网络路由方面仍存在不少未解决的问题，人们仍对无线自组织网络路由协议投入大量关注。

1. 无线自组织网络路由协议的应用

路由协议是无线自组织网络的关键技术,也是研究热点,在实际工作和生活中无线自组织网络路由协议得到了越来越多的应用。现将主要的几种无线自组织网络的路由协议实例应用做简要举例介绍。

① 移动 Ad Hoc 网络方面。在移动 Ad Hoc 网络路由协议中,表驱动路由协议采用周期性发布路由信息和节点内部查找路由的操作,在实际中得到了很好的应用。例如,广泛应用于生产线监控、水点气管线监测等工业及民用领域的 CFDA (Cellular Fixed-wireless Digital Access) 是一种无线数据采集系统,它采用了无线自组织网络的多跳数据传输技术,并且考虑到在 CFDA 应用中,每个 CAC (Cellular Access Center) 和 DAU (Distributed Access Unit) 一经铺设,其地理位置就固定不动。为提高系统效率和性能,采用了表驱动式路由协议。

② 机会网络方面。在机会网络路由协议中,应用和研究较为广泛的是基于复制的路由协议。其中最为典型的就是基于传染的路由协议,如康奈尔大学设计的 SWIM (Shared Wireless Infostation Model) 模型,它结合 Infostation 模型与 Ad Hoc 技术,利用基础设施的基于传染的路由协议而设计。该模型允许移动节点之间相互通信,用于监测鲸鱼的活动,利用在鲸鱼身上安装的特殊 Tag,定期地收集监测数据。

③ 无线传感器网络方面。LEACH 协议作为当前无线传感器网络中流行的路由协议之一,它得到了广泛的研究和应用。例如,为了保证井下操作人员的安全和感知通信传感网络的稳定而建设的感知矿山物联网,其煤矿井下的无线传感器网络采用的是 LEACH 协议。这是因为传感器节点既要负责收集监测数据,又要完成数据传输等功能,并且煤矿井下大多为长带状分布的有限空间,所以为了煤矿井下操作人员的安全,在人不能或不易到达区域布置的传感器节点的电源不能更换,使得传感器节点的能量消耗和生命周期变得尤为重要。而 LEACH 协议具有很多优点,其应用于通信传感网络中较为稳定。所以,煤矿井下的无线传感器网络采用了 LEACH 协议; ZigBee 技术是基于 IEEE802.15.4 标准的短距离、低功耗、低速率、低成本的无线通信技术,主要适合用于自动控制和远程监控,在工业、农业、军事、医疗等领域有广阔的应用前景。例如,丹麦电力市场上的领头羊——NESA 公司,于 2005 年年底开始在欧洲一些城市实施了基于 Zigbee 的自动抄表系统,这是 Zigbee 技术在 AMR 系统中的首个大型和成熟的应用。

④ 无线 Mesh 网络方面。无线 Mesh 网络路由协议作为一种技术,其研究的最终目的是实现产品化。例如, PWRP (Predictive Wireless Routing Protocol) 是由 Tropos 公司开发的应用于“WiFi 蜂窝网络户外系统”的私有路由协议。该协议选择了可以达到最大吞吐量的路径来传输到有线网关的信息,故路由开销小,并减少了射频干扰、路径故障及业务载荷等因素的影响,非常适用于大规模的无线网络。

2. 无线自组织网络路由协议的发展

在关于无线自组织网络的各个方向的研究中,路由协议的相关研究一直占有重要的比重。1996 年 Internet 工程部 (Internet Engineering Task Force, IETF) 成立了一个移动自组织网络工作组,其主要目标就是针对无线自组织多跳网开发一种基于 IP 协议的路由机制,使得 IP 协议扩展到这种自组织的、快速移动的无线网。IETF 于 1997 年成立了专门的研究组——MANET 组,针对 MANET 开发基于 IP 协议的路由机制并解决与网络层相关的技术问题。在 2000 年下

半年公布了一系列 MANET 路由协议草案, 如 DSDV、AODV、TORA、DSR、OLSR 等。互联网研究专门工作组 IRTF (Internet Research Task Force) 创建了 DTN 研究组 DTNRG (Delay Tolerant Network Research Group)。该研究组针对端到端无可靠性连接的极端环境下如何解决体系结构和协议设计等问题进行研究, 并最终提供可互操作的通信。

目前, 普遍得到认可的代表性成果有 AODV、OLSR、ZRP、DSR、DSDV、WRP、TORA 和 LAR 等路由协议。但近年来, 随着无线通信技术的飞速发展, 无线自组织网络路由协议也出现了多种新的技术。例如, 以无线自组织网络为应用环境的基于跨层优化的路由协议; 将网络编码应用于无线 Ad Hoc 网络路由中, 用于改善组播和单播路由性能的路由协议; 为了构建绿色网络建立绿色路由而设计的节能路由协议; 充分利用无线信道的广播特性来提高吞吐量和传输可靠性的机会路由协议; 为了对无线自组织网络中可能存在自私节点的自私性进行抑制而设计的基于博弈论的无线自组网路由协议; 用于求解优化问题的粒子群优化技术; 为了从根本上解决无线传感器网络节点供能问题而提出的自供能技术; 为了简化接入层和汇聚层的物理层次, 使得网络朝着简单明晰的结构发展而提出的网络层次扁平化技术; 利用节点的社区属性信息来提升路由性能的移动社会网络路由协议等。本书第 7 章将会对无线自组织网络路由协议设计新技术做出详细介绍。

总之, 随着科学技术的发展和人们不懈的学习研究, 无线自组织网络的路由协议得到了飞速发展。但是我们应该意识到, 无线自组织网络的路由协议研究是一个比较复杂的问题, 要想真正实现令人满意的路由协议和机制还需要我们不断的探索和研究。

参考文献

- [1] I. F. Akyildiz, T. Melodia, K.R. Chowdury. Wireless Multimedia Sensor Networks: A Survey[J]. IEEE Wireless Communications, 2007, 14(6): 32~39.
- [2] B. Wang. Coverage Problems in Sensor Networks: A Survey[J]. ACM Computing Surveys (CSUR), Oct. 2011, 43(4): 32.
- [3] J. Macker. Mobile Ad Hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations. RFC2501, Jan. 1999.
- [4] 周曦. 无线自组织网络中的可靠服务研究[D]. 复旦大学, 博士学位论文, 上海, 2012: 11~14.
- [5] 戴超. 基于无线自组织网络的智能路由协议的研究[D]. 北京邮电大学, 博士学位论文, 北京, 2012: 8~9.
- [6] LAN/MAN Standards Committee. ANSI/IEEE Std 802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications[S]. IEEE Computer Society, 1999: 3~4.
- [7] J. P. Macker, M. S. Corson. Mobile Ad Hoc Networking and the IETF[J]. ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review, Aug. 1999, 3(1): 11~13.
- [8] S. Giordano. Mobile Ad Hoc Networks[J]. Handbook of Wireless Networks and Mobile

Computing, 2002: 325~346.

- [9] D. A. Beyer. Accomplishments of the DARPA SURAN Program[C]. 1990 IEEE Military Communications Conference (MILCOM'90), California, USA, Oct. 1990: 855~862.
- [10] I. F. Akyildiz, W. Su, Y. Sankarasubramaniam, E. Cayirci. A Survey on Sensor Networks[J]. IEEE Communications Magazine, Aug. 2002, 40(8): 102~114.
- [11] <http://www.altersytem.org/>. [EB/OL]. 2008.
- [12] <http://www.greatduekisland.net/>. [EB/OL]. 2008.
- [13] J. M. Kahn, R. H. Katz, K. S. J. Pister. Next Century Challenges: Mobile Networking for “Smart Dust”[C]. Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Seattle, USA, Aug. 1999: 271~278.
- [14] I. F. Akyildiz, X. Wang, W. Wang. Wireless Mesh Networks: A Survey[J]. Computer Networks, Jun. 2005, 47(4): 445~487.
- [15] V. Anantharaman, S. J. Park, K. Sundaresan. TCP Performance over Mobile Ad Hoc Networks: A Quantitative Study[J]. Wireless Communications and Mobile Computing, Mar. 2004, 4(2): 203~222.
- [16] J. Wu. Dominating-set-based Routing in Ad Hoc Wireless Networks[J]. Handbook of Wireless Networks and Mobile Computing, Sep. 2002: 425~450.
- [17] P. Juang, H. OKI, Y. Wang. Energy-eflleient Computing for Wildlife Tracking:Design Trade-offs and Early Experiences with Zebm Net[J]. ACM SIGARCH Computer Architecture News, 2002, 37(10):96~107.
- [18] T. Small, Z. J. Haas. The Shared Wireless Infostation Model: A New Ad Hoc Networking Paradigm (or where there is a whale, there is a way)[C]. Proceedings of the 4th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing. Annapolis, USA, Jun. 2003: 233~244.
- [19] M. Uden, A. Doria. Technology Producers Meeting Indigenous Users: the Case of Sami Network Connectivity[J]. International Journal of Agricultural Resources, Governance and Ecology, 2007, 6(6): 693~705.
- [20] I. Chisalita, N. Shahmehri. A Novel Architecture for Supporting Vehicular Communication[C]. 56th IEEE Conference on Vehicular Technology, Washington, USA, Feb. 2002: 1002~1006.
- [21] 吴磊. 无线自组织网络中的路由技术相关问题研究[D]. 电子科技大学, 博士学位论文, 成都, 2010: 21~22.
- [22] 周欢, 徐守志, 李成霞. 一种用于高速公路上防车辆连环碰撞的 V2V 广播协议[J]. 计算机研究与发展, 2009.12, 46(12): 2063~2064.
- [23] 钟婷, 秦志光. 基于排序的高效交通信息分发算法[J]. Journal on Communications, 2009.8, 30(8): 2~3.
- [24] K. C. Lee, S. H. Lee, R. Cheung. First Experience with Cartorrent in a Real Vehicular Ad Hoc Network Testbed[C]. 2007 Mobile Networking for Vehicular Environments, Anchorage, Alaska, May. 2007: 109~114.

- [25] O. K. Tonguz, M. Boban. Multiplayer Games over Vehicular Ad Hoc Networks: A New Application[J]. Ad Hoc Networks, Jul. 2010, 8(5): 531~543.
- [26] 李元振. 城市场景车载 Ad Hoc 网络单播路由机制的研究[D]. 北京邮电大学, 博士学位论文, 北京, 2010: 23~24.
- [27] FCC. Spectrum Policy Task[R]. Et Docket no.02-135, Nov. 2002.
- [28] J. Mitola, G. Q. Maguire. Cognitive Radio: Making Software Radios More Personal[J]. IEEE Personal Communications, Aug. 1999, 6(4): 13~18.
- [29] J. Mitola. Cognitive radio: An Integrated Agent Architecture for Software Defined Radio[J]. Doctor of Technology, Royal Inst. Technol. (KTH), Stockholm, Sweden, July. 2000: 271~350.
- [30] J. Mitola Iii. Cognitive Radio for Flexible Mobile Multimedia Communications[C]. IEEE International Workshop on Mobile Multimedia Communications, California, USA, Nov. 1999: 3~10.
- [31] FCC. Notice of Proposed Rule Making and Order[R]. Et Docket no.03-322, Dec. 2003.
- [32] S. Haykin. Cognitive Radio: Brain-empowered Wireless Communications[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Feb. 2005, 23(2): 201~220.
- [33] 黄联芬. 基于环境认知的无线 Mesh 网络 MAC 协议的研究 [D]. 厦门大学, 博士学位论文, 厦门, 2008: 5.
- [34] T. Chen, H. Zhang, G. M. Maggio. CogMesh: A Cluster-based Cognitive Radio Network[C]. 2nd IEEE International Symposium on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks (DySPAN 2007), Dublin Ireland, Apr. 2007: 168~178.
- [35] K. R. Chowdhury, I. F. Akyildiz. Cognitive Wireless Mesh Networks with Dynamic Spectrum Access[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, Jan. 2008, 26(1): 168~181.
- [36] I. F. Akyildiz, D. Pompili, T. Melodia. Underwater Acoustic Sensor Networks: Research Challenges[J]. Ad Hoc Networks, May. 2005, 3(3): 257~279.
- [37] J. Heidemann, W. Ye, J. Wills. Research Challenges and Applications for Underwater Sensor Networking[C]. IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC 2006), Las Vegas, USA, Apr. 2006: 228~235.
- [38] 郭忠文, 罗汉江, 洪锋. 水下无线传感器网络的研究进展[J]. 计算机研究与发展, 2010.3, 47(3): 377~389.
- [39] 孙桂芝. 水声通信网络路由协议研究[D]. 哈尔滨工程大学, 博士学位论文, 哈尔滨, 2006: 17~18.
- [40] 刘敏, 惠力, 杨立. 水声传感器网络及其在海洋监测中的应用研究[J]. 山东科学, 2010.2, 23(2): 22~27.
- [41] 宫继兵, 王睿, 崔莉. 体域网 BSN 的研究进展及面临的挑战[J]. 计算机研究与发展, 2010.5, 47(5): 737~753.
- [42] H. Li, J. Tan. Medium Access Control for Body Sensor Networks[C]. Proceedings of 16th International Conference on Computer Communications and Networks (2007), Hawaii, USA, Aug. 2007: 210~215.

- [43] C. E. Perkins, P. Bhagwat. Highly Dynamic Destination-sequenced Distance-vector Routing (DSDV) for Mobile Computers[C]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 1994, 24(4): 234~244.
- [44] S. H. Bae, S. J. Lee, W. Su. The Design Implementation and Performance Evaluation of the On-demand Multicast Routing Protocol in Multihop Wireless Networks[J]. IEEE Network, Jan. 2000, 14(1): 70~77.
- [45] D. Kim, C. K. Toh, Y. Choi. Location-Aware Long-Life Route Selection in Wireless Ad Hoc Networks[J]. Electronics Letters, Aug. 2000, 36(18):1584~1586.
- [46] 蔡一兵, 李海波, 李忠诚. 移动自组网基于邻居变化率稳定路径选择方法[J]. 软件学报, 2007.3, 18(3): 681~692.
- [47] C. K. Toh. Associativity-based Routing for Ad Hoc Mobile Networks[J]. Wireless Personal Communications, Mar. 1997, 4(2): 103~139.
- [48] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi-radio, Multi-hop Wireless Mesh Networks[C]. Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, Philadelphia, USA, Oct. 2004: 114~128.
- [49] 任智. 移动 Ad Hoc 网络路由算法及协议研究[D]. 电子科技大学, 博士学位论文, 成都, 2005: 12~25.
- [50] J. Wang, Y. Zheng, C. Leung. A-DSR: A DSR-based Anycast Protocol for IPv6 Flow in Mobile Ad Hoc Networks[C]. 2003 58th IEEE Vehicular Technology Conference, Florida, USA, Oct. 2003: 3094~3098.
- [51] J. Wang, Y. Zheng, W. Jia. An AODV-based Anycast Protocol in Mobile Ad Hoc Network[C]. 14th IEEE Proceedings on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2003), Beijing, China, Sep. 2003: 221~225.

第 2 章

移动 Ad Hoc 网络路由协议及其应用



本章主要介绍移动 Ad Hoc 网络路由协议及其应用。第 1 节首先介绍了移动 Ad Hoc 网络路由协议的功能、特点及分类，然后对典型的移动 Ad Hoc 网络路由协议的原理进行简要介绍；第 2 节主要介绍对 AODV 路由协议的优化研究；第 3 节主要介绍对 OLSR 路由协议的优化研究；最后，列举了几种移动 Ad Hoc 网络路由协议的应用案例。

2.1 概述

移动 Ad Hoc 网络是一种不需要任何基站或固定基础设施的多跳无线网络，具有自组织、动态拓扑、资源受限、多跳路由等特点，能够快速地布设局部通信网络。近年来，移动 Ad Hoc 网络相关研究得到了很大的发展，尤其是对网络路由协议的研究已经逐步成熟。

2.1.1 移动 Ad Hoc 网络路由协议的特点与要求

移动 Ad Hoc 网络所具有特点对其路由协议的设计提出了相应的要求，主要有以下几方面。

(1) 适应动态拓扑。移动 Ad Hoc 网络的拓扑结构是动态的，随时处于变化之中，这对路由协议的收敛造成了很大困难，要求路由协议必须对拓扑的变化具有快速反应能力。在计算路由时能够迅速收敛，避免出现现目的节点不可达的情况。

(2) 支持单向信道。很多路由协议是在双向信道的假设条件下运行的，但在移动 Ad Hoc 网络的实际环境中，有可能出现单向信道，支持单向信道条件下的路由功能，是对移动 Ad Hoc 网络路由协议的要求之一。

(3) 提供无环路由。无论是有线网络还是无线网络，提供无环路由都是对路由协议的一项基本要求。但在移动 Ad Hoc 网络中，由于拓扑结构动态变化会导致大量已有路由信息在短时间内作废，从而更容易产生路由环路，因此，在移动 Ad Hoc 网络中提供无环路由就显得尤为

重要而且更难做到。

(4) 避免无穷计算。经典的距离-向量协议 (Distance Vector Algorithm, DVA) 在某条链路失效时, 有可能出现无穷计算的情况。在移动 Ad Hoc 网络中, 链路失效经常发生, 这就要求在移动 Ad Hoc 网络中运行的路由协议必须尽量避免无穷计算, 尤其是采用 DVA 时更须小心。

(5) 减少控制开销。移动 Ad Hoc 网络中无线传输带宽有限, 传送控制分组不可避免地会消耗掉部分带宽。为了节省和更有效地利用有限的带宽资源, 需要尽可能地减小控制管理的开销。

(6) 节约终端资源。无线移动终端使用可耗尽能源, CPU 性能、内存大小、外部存储容量等都低于固定的有线终端, 因此, 在移动 Ad Hoc 网络中必须节约终端资源。有线网络中以增加计算的复杂度来换取路由协议性能的做法, 在移动 Ad Hoc 网络中不再适用。

(7) 简单实用。简单有助于提高可靠性和减少各种开销, 在实现路由功能的前提下力求简单, 也是设计移动 Ad Hoc 网络路由协议的原则之一。

2.1.2 移动 Ad Hoc 网络路由协议的分类

目前, 已存在多种移动 Ad Hoc 网络路由协议, 可从不同角度对它们进行分类, 具体如下:

(1) 根据通信方式的不同, 可分为单播 (Unicast)、组播 (Multicast)、广播 (Broadcast) 路由协议。

(2) 根据路由发现策略的不同, 可分为先应式 (Proactive, 也被称为表驱动, Table-driven) 路由协议与反应式 (Reactive, 也被称为按需 On-demand) 路由协议^[1]。

(3) 根据网络逻辑视图的不同, 可分为平面路由协议与分级路由协议^[2]。

(4) 按是否使用地理定位系统, 如 GPS (Global Positioning System)^[3], 可分为地理定位辅助路由协议与非地理定位辅助路由协议。

(5) 按是否考虑控制节点的发射功率, 可分为功率控制路由协议和传统路由协议。

为了更加直观地概括移动 Ad Hoc 网络路由协议的类型, 图 2-1 综合上述不同的路由策略给出了移动 Ad Hoc 网络路由协议的分类。

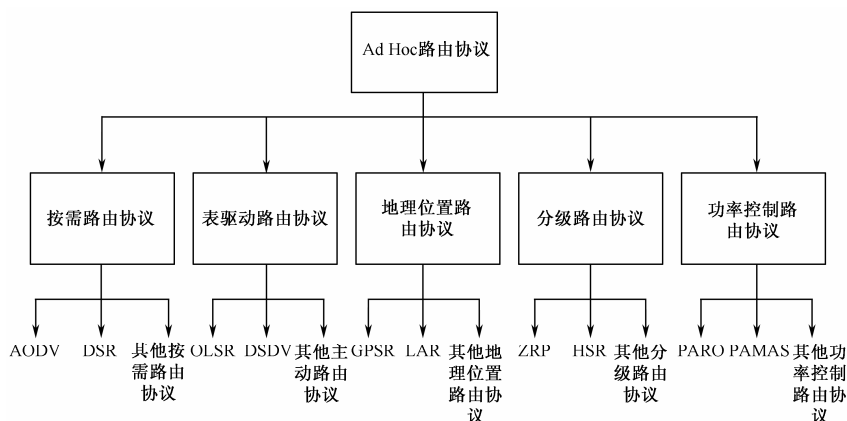


图 2-1 移动 Ad Hoc 网络路由协议分类

2.1.3 移动 Ad Hoc 网络典型路由协议

由图 2-1 可知, 移动 Ad Hoc 网络路由协议种类和数量较多, 下面对其中几种比较典型的路由协议进行详细介绍。

1. DSDV 路由协议

DSDV (Destination-Sequenced Distance-Vector Routing, 目的序号距离矢量路由)^[4]是一种较早出现的目的距离向量路由协议, 是传统的 Bellman-Ford 路由协议的改进, 它通过给每个路由设定序列号避免了路由环的产生。

1) 基本原理

DSDV 路由协议的基本原理是通过设定目的节点序列号解决距离向量 DV 中的循环和无限计数问题, 通过相邻节点之间周期性交换路由表信息更新路由, 每个节点维护一张包含到达目的节点信息的路由表。DSDV 路由协议的路由表更新主要有两种: 一种是全更新, 即拓扑更新消息中将包括整个路由表, 这种方式主要适合网络拓扑变化较快的情况; 另一种是部分更新, 即更新消息中仅包含变化的部分, 通常适合网络拓扑变化较慢的情况。

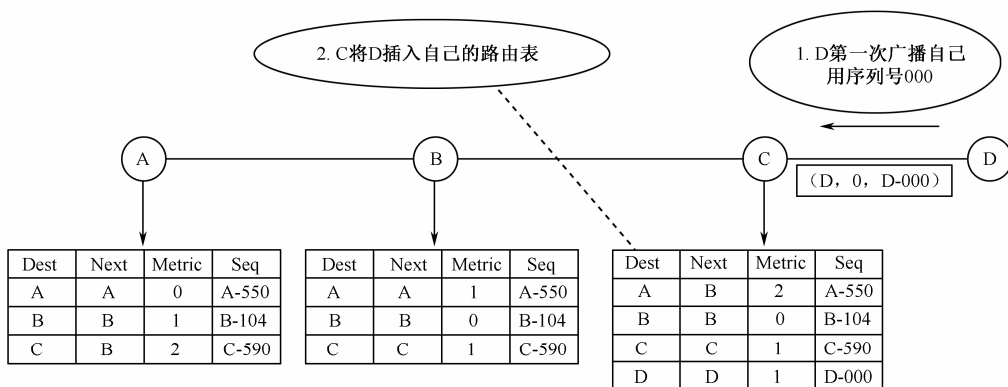
2) 主要步骤

在 DSDV 路由协议中, 每个节点都可以当作一个路由器节点, 且每个节点都需要维护各自的路由表, 其运行机制包括路由表的建立、路由维护及链路中断检测。

(1) 路由表的建立

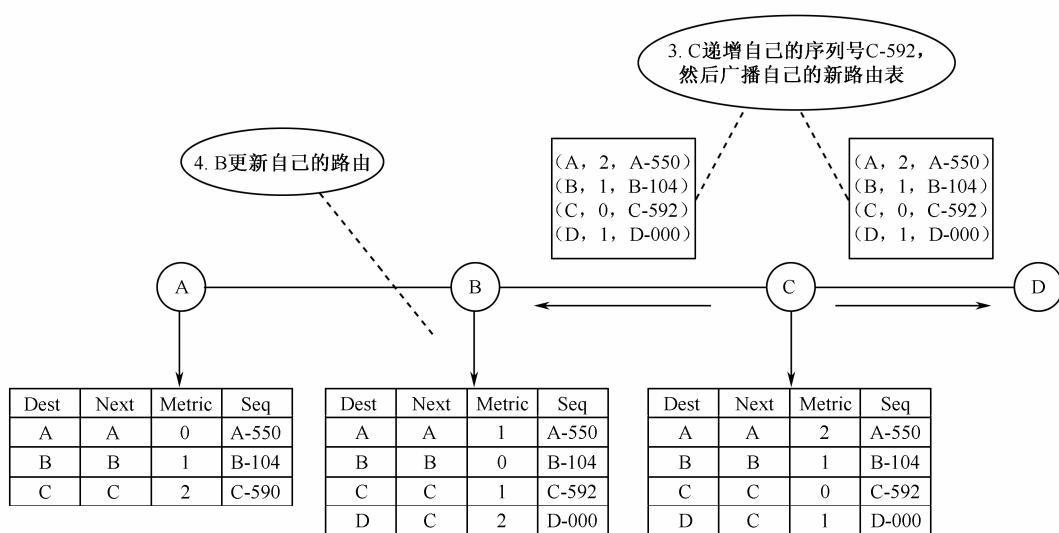
当网络建立或者网络中有新的节点加入时, 节点便通过广播的方式通知其他节点本节点的加入, 收到广播的节点便会把相应的路由信息添加到路由表中, 完成对自己路由表的更新过程, 然后发送新建立的路由表。一段时间后, 网络中的每个节点便都建立了一个完整的路由表, 表中包含了所有可达节点的路由。路由表中包含的信息包括目的节点地址、下一跳地址、路由跳数、目的节点序列号及路由建立时间等。

如图 2-2 (a) 所示, A、B、C 是一条已知的路由, 现在新节点 D 需要加入, 节点 D 首先广播请求信息, 包括 D 的序列号, 当节点 C 收到广播的路由信息后, 把这个路由信息添加到自己维护的路由表中, 完成路由表的更新。如图 2-2 (b) 所示, 节点 C 把这个请求信息广播给节点 B, 节点 B 完成相应的路由表更新, 直到网络中每个节点完成更新。



(a) DSDV路由信息广播示意1

图 2-2 DSDV 路由表建立过程



(b) DSDV路由信息广播示意2

图 2-2 DSDV 路由表建立过程 (续)

(2) 路由表的维护

在 DSDV 中, 节点主要通过传播路由更新数据分组来维护路由。每个节点周期性地本地路由表信息发送给邻居节点, 或者当其路由表发生变化时, 立即将其路由信息发送给邻居节点。接到该分组的节点, 确认是新的信息, 将其路由跳数加 1 后再发送, 该过程一直持续到每个节点都收到该分组的拷贝。

新路由信息的广播信息中包含目标节点地址, 到每个目标节点的跳数、接收新的序列号, 以及独有的广播序列号。当邻居节点收到包含新路由信息表的广播信息后, 先比较源节点、目的节点路由序列号的大小, 具有更大序列号的路由信息总是优先接收, 而目的节点路由序列号小的路由被淘汰。如果两个更新分组有相同的序列号, 选择跳数 (Metric) 较小的分组, 而使路由最优。

(3) 链路中断检测

网络中会发生链路中断现象, 这种链路中断可以通过两方面来检测, 一方面是通信硬件检测, 即链路层检测到某条链路中断时, 向路由层发送中断报告; 另一方面是通过时间推断, 即如果节点在相当长的一段时间内没收到前一节点的消息, 可推断链路出现中断, 并用 Metric 值为无穷大来描述断开的链路。此时, 检测到链路中断的节点就发送一个带有新的序列号路由更新分组, 此序列号是原不可达节点序列号加奇数值 (如加 1), 于是触发一次路由表的更新过程, 只有当再次收到丢失节点的数据分组后, 新的路由才会重新建立。

3) 特点分析

DSDV 路由协议优点是原理简单, 基本上与 DV 协议一致; 它采用序列号机制避免路由环路产生; 路由建立时延短, 能迅速为节点建立路由并发送数据。缺点是随着网络拓扑变化的加剧, 所有节点都必须公告路由信息, 当加入网络的节点越来越多, 路由开销会急剧增大; 主要适用于网络规模不大且拓扑变化缓慢的网络环境, 且不支持单向信道; 它的路由收敛比较慢。

2. AODV 路由协议

AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing, 按需距离矢量路由)^[5]路由协议是一种基于按需距离矢量协议的路由协议, 它综合了 DSR 和 DSDV 的优点, 其处理过程和存储开销都很小, 且能够对链路状态的变化作出快速反应。

1) 基本原理

AODV 路由属于按需路由协议, 仅当源节点需要向目的节点发送数据时, 才在节点之间建立路由, 源节点通过产生路由请求报文 RREQ 建立反向路由; 中间节点首次收到请求报文 RREQ 后进行广播转发, 利用请求报文 RREQ 中节点序列号避免路由环的产生; 目的节点在收到报文 RREQ 后产生路由应答报文 RREP 建立正向路由; 断路节点产生路由错误报文 RRER 更新路由信息。

2) 主要步骤

AODV 的运行步骤主要包括路由发现和路由维护两个过程。

(1) 路由发现过程

AODV 路由的发现过程如图 2-3 所示, 当源节点 S 有数据需要发送时, 首先查找自己的路由表, 当路由表中存在到目的节点 D 的有效路由时则按照该有效路由立刻发送数据, 当不存在有效路由路径则发起路由请求过程。源节点 S 创建一个路由请求报文 RREQ, 并向其邻节点广播, 报文 RREQ 包括目的节点地址、目的节点序列号、广播序列号、源节点地址、源节点序列号、上一跳地址和跳数。中间节点收到报文 RREQ 时, 首先判断是否已经收到到过相同目的节点的报文 RREQ 请求信息, 如果已经收到过, 则直接丢弃本次收到的 RREQ 请求信息, 否则根据该报文 RREQ 提供的信息建立到上一跳的反向路由; 接着查找自己的路由表, 如果存在到目的节点 D 的有效路由, 则通过已建立的反向路由返回路由应答报文 RREP, 包括源节点地址、目的节点地址、目的节点序列号、跳数和生存时间, 否则向邻节点继续广播报文 RREQ, 重复上述中间节点转发过程, 直到该报文 RREQ 到达目的节点。由目的节点生成报文 RREP, 并沿已建立的反向路由发送给源节点。当同一个报文 RREQ 有若干不同的报文 RREP 时, 源节点 S 将选择目的节点 D 序列号最大的路由, 或者在目的节点 D 的序列号相同时选择跳数最小的路由。

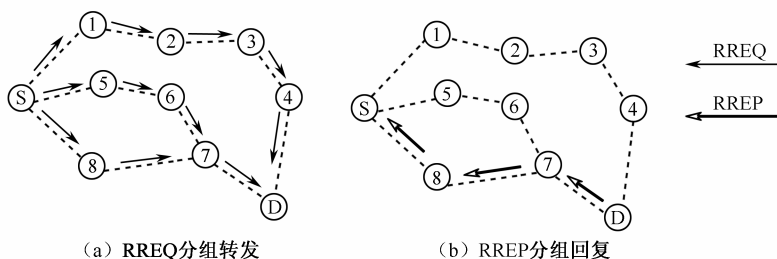


图 2-3 AODV 路由发现过程示意

(2) 路由维护过程

由于自组网节点的移动性, 已经建立的网络拓扑结构会随着节点的移动而发生改变; 加上无线通信的固有特性, 链路的连通性也动态发生变化, 因此, 在自组网中对链路进行监测和修

复并进行路由维护一直是其路由协议的关键技术之一,确保所需路由的连通性。AODV 协议通过诸多手段来进行路由的维护,包括定期发送 Hello 报文检测本地连接、链路本地修复及链路本地修复失败后,向源节点发送报文 RERR 以通知该链路断开。Hello 报文维护本地连接,即节点通过侦听来自邻居节点的 Hello 报文来确定其连接性。如果节点收到了一个来自邻居节点的 Hello 报文,然后在一个给定时间段内,没有收到来自该邻居节点的任何报文,则认为该节点已经与该邻居节点断开连接,将自己路由表中所有以该邻居节点为下一跳节点的路由都设为失效状态。AODV 路由协议允许进行本地链路修复,当链路出现失效时,上一级节点将启动路由发现过程,广播报文 RREQ 以便重新建立路由,如果在给定时间内能重新建立有效路由,就接着发送数据,如果建立路由不成功,则向上游节点发送一个关于该目的节点的报文 RERR。路由失败后先进行本地链路修复可以减少数据传送的延时,提高数据包的发送率。

3) 特点分析

AODV 路由协议相对于传统的距离向量路由机制,思路简单易懂;支持中间节点应答,能使源节点迅速获得路由,有效减少广播数量;节点只储存需要的路由,减少了内存要求和不必要的复制;使用目的序列号机制避免了路由环路,解决了传统的基于距离向量路由协议存在的无限计数问题。协议的缺点是需要的建路时延比较长,且不支持单向信道;中间节点可能会出现过期路由。

3. OLSR 路由协议

OLSR (Optimized Link State Routing Protocol, 最优化链路状态路由协议)^[6]被 IETF MANET (Mobile Ad Hoc Network) 工作组确定为标准的一种表驱动式链路状态路由协议,是对经典链路状态协议 (Link State, LS) 进行优化而形成的。

1) 基本原理

OLSR 路由协议核心思想是通过多点中继 (Multipoint Relays, MPR) 机制来减少分组消息的发送。协议通过节点之间 Hello 分组的周期性交互,执行链路检测、邻居发现功能;通过拓扑控制 (Topology Control, TC) 分组的周期性交互执行 MPR 信息声明功能,最终以这些分组建立起来的拓扑结构为基础,进行基于 MPR 的路由计算。OLSR 路由协议利用 MPR 节点转发达到减少控制分组的目的。

2) 主要步骤

OLSR 路由协议的操作可分为路由信息交互、路由计算与选择、数据分发三部分。

(1) 路由信息交互

在 OLSR 路由信息交互操作中,网络节点之间周期性地交换各种控制分组,通过分布式计算来更新和建立自己的网络拓扑图。节点周期性交换的控制分组包括 Hello 分组和 TC 分组。Hello 分组用于发布本地连接性信息,内容包括节点的 1 跳邻居节点的信息,且连接信息不会被转发;TC 分组用于发布本链路状态信息,会被广播到全网,其内容包括将发送 TC 分组的节点选为 MPR 的邻居节点的信息。

在 OLSR 中,每个节点在自己的 1 跳邻居节点中选择部分节点作为 MPR 节点,选择方法是在发送信息时为了覆盖所有的 2 跳邻居节点而将必须使用的 1 跳邻居节点选为 MPR 节点。只有 MPR 的节点才会周期性地向网络广播 TC 分组,也只有 MPR 的节点才会转发 TC 分组,MPR 节点在控制消息中声明链路状态信息时只需要声明与它的 MPR 节点之间的链路状态信息。

在路由信息的交换过程中，OLSR 对经典的链路状态协议主要进行了以下改进。

① 用 MPR 泛洪方式取代了经典泛洪方式。OLSR 在广播控制消息时用 MPR 泛洪方式取代了经典泛洪方式。所谓 MPR 泛洪方式是指只有 MPR 节点才会转发广播控制分组的泛洪方式，如图 2-4 所示。而且在 OLSR 中也只有 MPR 节点转发控制分组，这样，既减少了泛洪的发起节点，也减少了泛洪的参与节点，使得泛洪规模在两方面都受到限制，控制开销随之降低。

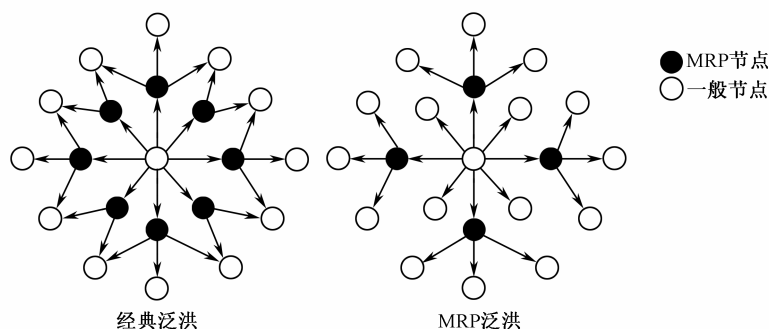


图 2-4 MPR 泛洪方式与经典泛洪方式比较

② 广播消息中只含部分链路状态信息。OLSR 用 MPR 泛洪方式广播的控制消息中，并未含有节点与全部邻居节点之间的链路状态信息，而是只包含它与 MPR Selector 之间的链路状态信息，因此减少了广播消息的内容，缩减了广播消息的尺寸，降低了开销。

③ 用“对称”和“不对称”两种方式来描述邻居节点状态。如图 2-5 所示，如果节点收到了邻居节点发来的消息，又通过收到的消息得知该邻居节点也收到了自己发出的消息，就把该邻居节点的状态标为“对称”；如果节点只收到了邻居节点的消息，而不知道该邻居节点是否收到了自己发出的消息，则把该邻居节点的状态标为“不对称”。这样，节点便知道自己和“对称”的邻居节点之间具有双向链路，能够相互收发信息；而和“不对称”的邻居节点之间可能存在单向链路，双向通信有失败的可能，在选择路由时，就能有意识地避开单向链路，于是，单向信道问题便能得到改善。

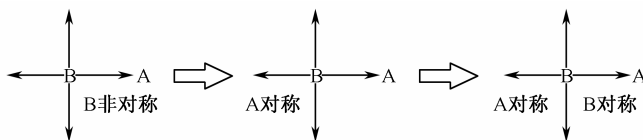


图 2-5 邻居节点状态的更新

(2) 路由的计算与选择

OLSR 需要建立和维护三张表：邻居表、拓扑表和路由表。OLSR 根据接收到的 Hello 分组和 TC 分组创建并更新邻居表和拓扑表，并根据邻居表和拓扑表的内容来创建和更新路由表。

在计算路由时只有 MPR 节点才会参与，根据最短路径优先的原则，OLSR 采取了从目的节点倒推 MPR 节点的搜索方式。计算路由得到的结果存放在路由表中，路由表包括一一对应的“目的节点”、“下一跳节点”等表项。

(3) 数据分组转发

OLSR 采用逐跳转发的方式转发分组，每一个中间节点在转发数据分组时都要重新为其寻路，寻路的方法是在节点的路由表中查询目的节点对应的下一跳节点，如果找到，则将数据分组转发出去，如果没有找到下一跳节点，则丢弃该分组或另作处理。

3) 特点分析

OLSR 路由协议是一种先应式的链路状态路由协议，节点在数据传输时已经存在到达目的节点的路径信息，具有路径选择等待时延小的优点；协议采用中继节点转发机制，减少由于链路状态信息泛洪所带来的路由开销。协议的缺点是 OLSR 不管链路状态是否变化，拓扑控制信息都采用周期性泛洪，开销很大，网络的扩展性不好；路由协议不适用于节点稀疏的网络场景。

4. ZRP 路由协议

ZRP (Zone Routing Protocol, 区域路由协议)^[7]是由 Cornell 大学的 Zygmunt J.Hass 和 Marc R.Pearlman 等开发的混合使用主动和按需路由策略的路由协议，通过设计一种路由协议的框架，使各种基本路由协议有机地结合在一起，以期适合所有的自组网络。

1) 基本思想

ZRP 路由协议的基本思想是以多跳范围技术为基础，采用一种混合路由协议框架——区域路由框架，再根据主动路由协议 IARP (Intr Azone Routing Protocol, 区域内路由协议) 来维护到达其域内所有节点的最新路由信息，而在路由选择域之间则使用按需路由协议 IERP (Int Erzone Routing Protocol, 区域间路由协议) 进行各个路由选择域之间的路由寻找和路由维护，最后通过 BRP (Broadcast Resolution Protocol, 边界广播解析协议) 协议降低区域间路由发现过程中的冗余转发。

2) 主要步骤

ZRP 协议的运行机制主要包括四部分：对协议区域的划分、在路由选择区域内运用 IARP 协议更新路由、在选择域之间运用 IERP 协议寻找路由及采用查询控制机制避免造成冗余的业务量。

(1) 协议区域的划分

在 ZRP 协议中，节点主动维护到达本地相邻区域内目的节点的路由，将这个本地相邻区域叫做路由选择区域。各个区域之间可能严重重叠在一起。如图 2-6 是以 S 为中心，半径等于跳数为 2 的路由选择区域；节点 L 在区域外，K、J、G、H、I 表示外围节点，它们正好处在 S 选择区域的边界；其余节点在区域内。

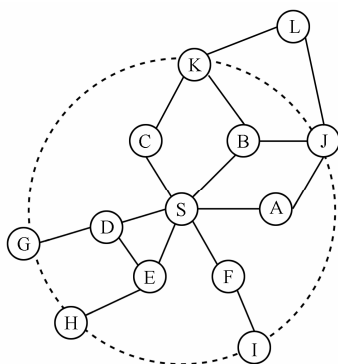


图 2-6 ZRP 路由选择区域的概念示例

一个节点的路由选择域的成员越多，路由选择域半径 d 也越大。路由选择域越大，需要更新的信息通信量也越多。但是，路由选择区域不是物理距离的描述，而是节点间跳数的描述。

(2) 选择区域内协议

选择区域内是用主动路由协议 IARP 来维护域内的最新路由信息。这里使用基本的链路状态协议 IARP，只在路由选择域半径确定的范围更新链路状态。具体做法如下：节点根据每个路由选择域节点的链路状态计算路由选择域内的路由。节点能够从 IARP 链路分组，主要包括链路-源节点、链路-目的节点、分组源节点，或者相邻节点寻找协议产生的中断中接收到链路状态更新信息。按照链路状态表来维护链路状态。当所有未确定的链路状态更新（全链路状态更新可能包含多条链路及跨越多个分组）已经全部接收的时候，使用最小跨距树协议重新计算路由表。在更新链路状态时，删除在本路由选择域外的链路。最近收到的本节点（扩展）路由选择区域链路源节点的链路状态更新被转发到该节点的所有相邻节点。如果一个节点发现一个新的相邻节点，那么这个新的相邻节点会得到该节点路由选择区域内所有节点的链路状态信息。

(3) 选择区域间路由协议

路由选择域间路由协议 IERP 负责寻找到达节点路由选择域之外的目的节点的路由。IERP 路由寻找的操作如下：源节点首先检查目的节点是否在域内。如果在，那么就已知到达目的节点的路径，无须寻路；如果目的节点不在域内，那么源节点边界广播一个路由请求到其所有的外围节点。所有外围节点收到路由请求之后执行完全相同的协议，即检查目的节点是否在其各自的路由选择域内。如果目的节点在某个外围节点路由选择域内，那么外围节点就产生一个路由应答，并在其中指出到达目的节点的路由，然后将其回送给源节点；否则，外围节点又将该路由请求转发到其他外围节点，重复相同的处理直到找到所需的路由为止。

图 2-7 给出了一个域间路由寻找示例。如图所示，源节点 S 给目的节点 D 发送一个分组。源节点首先检查目的节点 D 是否在 S 的路由选择区域内。因为目的节点 D 不在节点 S 的路由选择域内，所以源节点广播一个路由请求给其所有的外围节点（节点 C、G、H）。外围节点 C、G、H 接收到该路由请求之后，确定目的节点 D 均不在各自的路由选择域内，因此又进行边界广播该路由请求：节点 C 边界广播该路由请求到外围节点 E、F（节点 S 因为已经被该路由请求查询过，并且又是源节点，所以不对其边界广播），节点 G 边界广播该路由请求到其外围节点 A（同理不对节点 S 边界广播），节点 H 边界广播该路由请求到其外围节点 B（同理不对节点 D 边界广播）。其中外围节点 B 确认出目的节点 D 在其路由选择区域内，因此对该路由请求做出响应，指出转发路径为 $S \rightarrow H \rightarrow B \rightarrow D$ 。

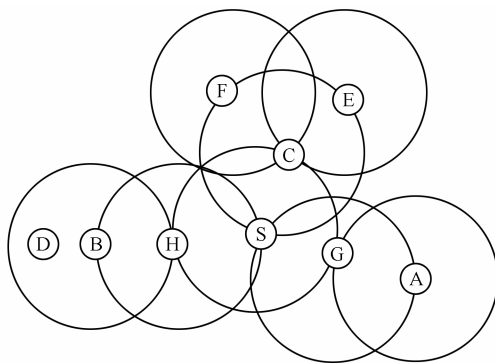


图 2-7 IERP 协议操作示例

(4) 查询控制机制

在路由寻找过程中, 由于邻居节点的路由区域是重叠的, 每个节点能够转发几次路由请求, 所以可能由于查询被反传回已经覆盖过的区域造成冗余的控制开销, 导致传输资源的浪费。ZRP 协议使用查询检测、提前终止和随机查询处理延时三种查询控制机制来避免查询向已经覆盖过的网络重复发送。

3) ZRP 协议的特点

ZRP 区域路由协议是一种在区域内通信使用 IARP 协议, 在区域间通信使用 IERP 协议, 将两种路由协议的优点巧妙结合在一起的协议。在区域内采用表驱动方式, 没有按需路由中的初始化延迟问题, 且因区域范围有限, 路由更新代价不大。在区域间采用按需方式, 避免了表驱动路由协议交互开销大的问题。在区域间查找路由时, 它将请求分组发给边界节点, 提高了路由的查找速度。ZRP 协议的缺点是由于它只允许目的节点区域内的节点应答, 增加了源节点获得路由的时间, 且它的周期性广播分组, 增大了网络开销。

5. GPSR 路由协议

传统的基于拓扑的路由协议是与节点的地理位置无关的路由协议。随着全球卫星定位系统 GPS 的完善和定位精度的提高, 可以利用节点的地理位置信息来辅助路由, GPSR (Greedy Perimeter Stateless Routing, 贪婪边缘无状态路由协议)^[8]就是一个典型的基于地理坐标位置的路由协议。

1) 基本原理

在 GPSR 路由协议中节点只保存邻居节点表, 不保存路由表, 是一种无状态的路由协议。GPSR 协议利用目的节点的位置信息和当前节点的位置信息及当前节点的邻居节点的位置信息, 按照贪婪转发 (Greedy Forwarding) 策略和边界转发 (Perimeter Forwarding) 策略进行分组转发。通常, GPSR 在采用贪婪协议转发数据分组时, 出现局部优化问题致使采用贪婪协议不能选择下一跳时, 就采用边界转发, GPSR 通过结合使用这两种转发方式解决了贪婪转发所引起的局部优化问题。

2) 主要步骤

GPSR 路由协议为了获得邻居节点的位置信息, 采用了一种简单的信标发送 (Beaconing) 机制, 该机制利用节点 MAC 广播地址, 周期性向邻居节点发送本节点的 IP 和当前位置信息等。由于 GPSR 路由协议是直接利用位置信息转发数据分组, 不存在路由建立和路由维护过程, 其运行机制主要涉及利用贪婪转发方式和边界转发方式完成数据分组的转发过程。

(1) 贪婪转发

由于 GPSR 假设网络中的每个节点都知道其所有邻居节点及目的节点的位置信息。当源节点要发送数据分组给目的节点时, 首先源节点根据其邻居节点表中的信息, 将数据分组转发到其距离目的节点最近的邻居节点; 然后该节点再从自身的邻居节点中选择到目的节点距离最短的节点进行转发, 这样依次转发, 直到数据分组到达目的节点为止。

图 2-8 给出了 GPSR 贪婪转发的例子。根据贪婪协议, 当节点 X 需要向节点 D 发送或转发一个数据分组时, 它首先在自己的所有邻居节点中, 选择一个距离目的节点 D 最近的节点 Y

作为数据分组的下一跳；然后将数据分组传送给节点 Y；一直重复上述转发过程，直到数据分组到达目的节点 D。

贪婪转发的最大优点是节点只依赖邻居节点而不是网络中所有节点的位置信息转发，网络中需要维护的节点状态信息非常有限。另外，采用贪婪转发策略，由于下一跳节点只有一个，可以避免数据分组在网络中的泛滥。

贪婪转发的最大缺点是会导致局部优化问题。局部优化是指节点在转发数据分组的过程中，找不到比自身到目的节点距离更短的邻居节点作为其转发的下一跳节点。如图 2-9 所示，在该图中，源节点为 S，目的节点为 D。前两跳采用贪婪协议，数据分组到达中间节点 F。图中所示圆以 D 为圆心，以 D 和 F 间距离为半径；以 F 为圆心的圆表示 F 的传输范围。从图可以看出，虽然经过节点 F 存在一条从 S 到 D 的路径，但是由于在 F 传输范围内的所有节点中，F 距离目的节点 D 最近，根据贪婪协议节点 F 将选择自己（F 节点）作为数据分组的下一跳。这样，数据分组将不能到达目的节点 D。这就是所谓的局部优化问题，这种情况下，我们称 F 为最佳主机。对该问题，提出了边界转发策略加以解决。

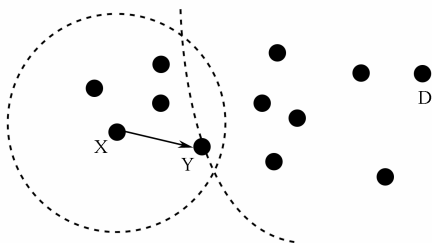


图 2-8 GPSR 中的贪婪转发方式示意

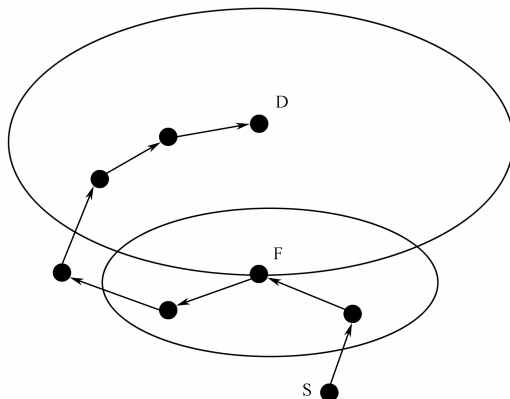


图 2-9 局部优化示意

(2) 边界转发策略

如图 2-10 所示，以目的节点 D 为圆心，以节点 F 到目的节点 S 的直线距离为半径的圆，与节点 S 的一跳传输范围相重叠的区域称为 void 域。节点 X、W 是节点 S 的邻居节点，分布在 void 域外，void 域中没有节点 S 的邻居节点。由于节点 S 在 void 域内不能找到距离节点 D 更近的邻居节点，因此它将尽力在 void 域的外部寻找路由以向节点 D 转发数据分组。

如图 2-11 所示，给出了数据分组通过一个拓扑图时常用的右手法则。右手法则规定当数据分组从节点 A 到达节点 B 时，通过的下一条边是以点 B 为顶点、沿边 AB 逆时针方向通过的第一条边，在该图中确认的边为 BC，后续各边同样以此方法确定。将右手法则运用到图 2-10 局部最优问题中，边界转发路径为 $S \rightarrow X \rightarrow Y \rightarrow D \rightarrow U \rightarrow W \rightarrow S$ 。

边界转发的前提是根据网络拓扑结构构造一个平面图，平面图中的点代表网络节点，边代表网络节点间的链路，然后通过右手法则在该平面图中依次选出数据分组转发所要经过的链路。

在发送数据分组时利用右手法则绘制边界转发路径的前提是事先构造一个平面来描述网络拓扑，该平面的任意两条边都不能相交^{[9][10]}。具体构造平面图的方法请参阅文献[11]，这里

不做详细介绍。

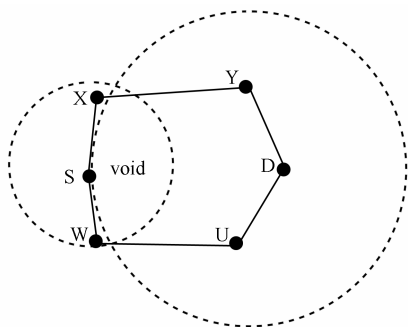


图 2-10 贪婪转发失败，S 为最佳主机

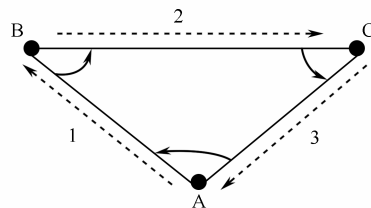


图 2-11 右手法则示意

(3) 贪婪转发和边界转发的结合

完整的 GPSR 路由协议须结合使用贪婪协议和边界协议来转发数据分组。在完整的拓扑图中采用贪婪转发，当贪婪协议找不到下一跳节点时，则在平面图中采用边界转发协议决定下一跳。

由于网络中的所有节点都保存一跳邻居节点列表，该列表提供了贪婪转发数据分组需要的所有信息。所以，当中间节点收到标记为贪婪模式的数据分组时，它首先在邻节点列表中选择离目的节点最近的节点，如果选择的邻节点比自己距离目的节点更近，则采用贪婪协议将数据分组转发给该邻居节点；否则就标记该数据分组为边界转发模式，并进行边界转发。

3) 特点分析

GPSR 路由协议是一种无状态的路由协议，其优点是节点几乎没有存储路由状态信息，因而路由由内存开销小；GPSR 路由协议也不需要整个网络中泛洪请求，所以路由的控制开销小；GPSR 能够快速适应网络的拓扑变化，每个节点的邻居信息实时更新反映在路由上。其缺点是由于节点移动、随机分布等特性，GPSR 在贪婪策略失效时利用边界转发继续发包到目的节点，如果网络拓扑是静态的，向相同的目的节点产生很多包经过相同长度的转向路径，可能导致能量的浪费和时延的增大。

6. PARO 功率控制路由协议

在移动 Ad Hoc 网络中，OLSR、RIP 等传统的路由协议往往以最少跳数为路由设计的指标，这类协议会导致节点发送数据时要用较大功率发送，而 PARO (Power-Aware Routing Optimization, 功率感知路由优化)^[12]路由协议则是在一对节点之间多条路由上，以每一跳的发送功率作为参考标准，选择一条总能耗最低的路由，使通信过程的总能耗最小。

1) 基本原理

PARO 功率控制路由协议是一种按需机制的协议，事先不主动维护路由；源节点需要寻路时，通过在源节点和目的节点之间增加转发节点的个数以减小发送功率，通过节点 MAC 层监听、路由重定向、路由收敛三个步骤，找到一条使通信总能耗最小的路由。

2) 主要步骤

PARO 功率控制路由协议由三个核心算法组成：监听、重定向、路由收敛。监听算法从 MAC 层收到监听的数据包，获取当前节点的邻居节点的信息。对监听的数据包进行重定向算法，计算优化的路由通过中间节点是否节省功耗。满足优化路由的中间节点作为潜在的转发节

点,转发节点转发定向路由信息给通信节点,通信节点在重定向表中创建相应的路由条目。下面详细描述协议的三个核心算法。

(1) 监听算法

监听算法负责处理成功被 MAC 层收到的数据包,并在监听表创建一个缓存条目,或者更新已经存在的监听节点条目信息。这个缓存条目包含三个参数 (ID、time、 T^{\min}),其中 ID 是指识别监听节点的 IP 地址等, time 是指监听事件开始的时刻, T^{\min} 是指与监听节点通信的最小发送功率。并用 R_i^{\min} 表示节点 i 可以正常接收包的最小信号灵敏度,用 $T_{i,j}^{\min}$ 表示节点 i 与节点 j 之间通信的最小功率,且 $R_{j,i} = R_i^{\min}$, 其中 $R_{j,i}$ 表示节点 i 收到节点 j 以功率 T_j 发送的信号功率。

由于无线信道的时变特性,计算 $T_{i,j}^{\min}$ 是非常困难的,在后面的分析中采用传统的传输模型来考虑接收到信号的强度为 T/d^γ 。源节点与目的节点之间的距离可以表示为

$$d^\gamma = \omega \frac{T_{i,j}}{R_{j,i}} \quad (2-1)$$

式中, d 为发送节点可监听节点之间的距离, γ 表示取值 2~4 的衰减因子, ω 是一个依赖于无线增益的比例常数。如果不知道将成为接收节点的以前的信息,初始化阶段则用 $T_{i,j} = P_{\max}$ 。那么 $T_{i,j}^{\min}$ 可近似表示为

$$T_{i,j}^{\min} = \frac{R_i^{\min} d^\gamma}{\omega} \quad (2-2)$$

由于信道衰减和其他信道损害,不能只用一个监听数据包来确定 $T_{i,j}^{\min}$ 。所以选 M 个以前的 $T_{i,j}^{\min}$ 中的最大值 $\bar{T}_{i,j}^{\min}$ 作为 $T_{i,j}^{\min}$ 的值。那么节点 i 和节点 j 之间的最小传输范围可以定义为

$$\bar{D}_{i,j}^\gamma = \frac{\omega \bar{T}_{i,j}^{\min}}{\bar{R}_{j,i}} \quad (2-3)$$

(2) 重定向算法

重定向协议执行最优路由操作,减少发现新路由所需要的传输功率。重定向算法分为两个基本阶段:计算重定向阶段和传输重定向阶段。

① 计算重定向阶段:计算判断两个节点之间的最优路由是否可用。图 2-12 描述了怎样执行重定向操作。节点 A、B、C 分别处于最大功率传输范围内,初始化阶段 A 直接与 B 通信,由于 C 能够监听到 A 和 B 之间互发的数据包,节点 C 就计算新路由 $A \leftrightarrow C \leftrightarrow B$ 是否比原路由 $A \leftrightarrow B$ 所需要的功率低。节点 C 计算下式是否成立,若成立则节点 $A \leftrightarrow B$ 之间的优化路由可行。

$$\bar{T}_{A,B}^{\min} > \alpha (\bar{T}_{C,A}^{\min} + \bar{T}_{C,B}^{\min}) \quad (2-4)$$

式中, α 因子限制了两节点之间的通信区域,在这个区域选择潜在的转发节点。区域的大小和形状主要取决于传输丢失参数。

同样,定义在一条路由的两个节点之间添加一个转发节点的最佳百分比为 Opt,其值由下式确定:

$$\text{Opt} = \frac{\bar{T}_{C,A}^{\min} + \bar{T}_{C,B}^{\min}}{\bar{T}_{A,B}^{\min}} \quad (2-5)$$

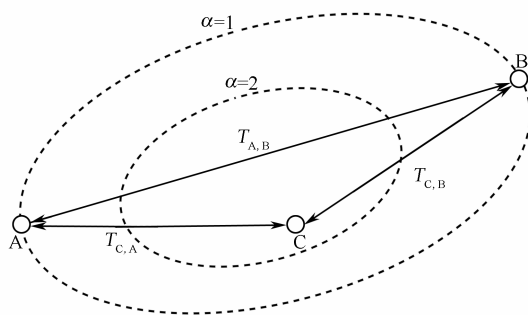


图 2-12 路由重定向算法示意

一旦节点计算出优化路由是可行的，节点就在重定向表中创建一个条目，该条目中包含源与目的节点 ID 号、创建时间、上一跳和下一跳节点 ID 号以及经过这条路由的总功率。这些条目包含在路由重定向信息中，路由重定向信息就包含了源和目的节点的 ID、最佳百分比 Opt、发送路由重定向信息的目的节点 ID、转发路由重定向信息节点的 ID、转发路由重定向信息到节点的功率等。

② 传输重定向阶段：决定什么时候传输路由重定向信息。如图 2-13 所示，由于几个中间节点可能同时竞争被选作转发节点，就会出现多个重定向信息发送到一个传输节点，而实际存在只能有一个中间节点可以添加作为转发节点的问题。传输重定向为了解决这个问题，在发送路由重定向信息给候选节点时要考虑它的优先级，其 Opt 值越小，表示其优先级越高。一个潜在的转发节点监听到有其他潜在的转发节点的重定向请求，比较其他潜在转发节点的 Opt 是否比本节点的小，若是，则抑制本节点发送重定向要求，并选择其他节点作为转发路由。

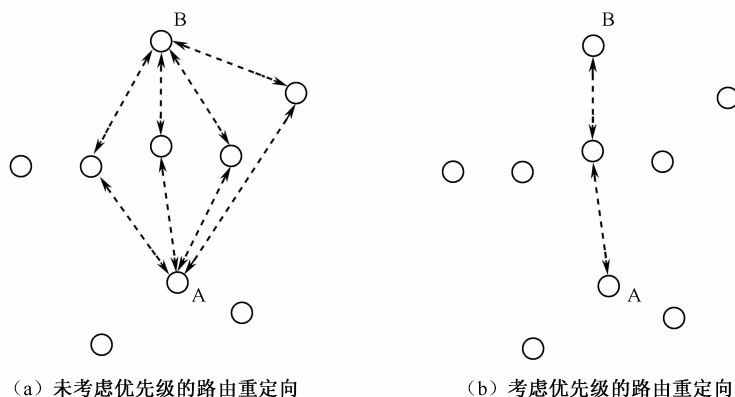


图 2-13 传输路由重定向信息

(3) 路由收敛

前面考虑的只是在源和目的节点之间添加一个转发节点的情况，同样可以考虑在源节点和目的节点之间重复添加多个转发节点，使两个中间节点之间的距离更小从而进一步优化路由。图 2-14 描述了添加转发节点的过程。图中用 Power meter 表示经过每次迭代后，源节点送一个包到目的节点所需的功耗。在第一次迭代过程中，源节点直接和目的节点通信，我们认为相应的 Power meter 为 100%，在第二次迭代时，增加一个转发节点对应的 Power meter 减少了 63%，

最终经过四次迭代后，Power meter 降为 8%。可以看到每经过一次迭代后，就根据转发节点的重定向请求信息在两个节点之间添加一个转发节点，且每迭代一次，传输功耗都降低了，这样经过几次迭代后，就选择出了一条从源节点到目的节点功率最小的最优路径。

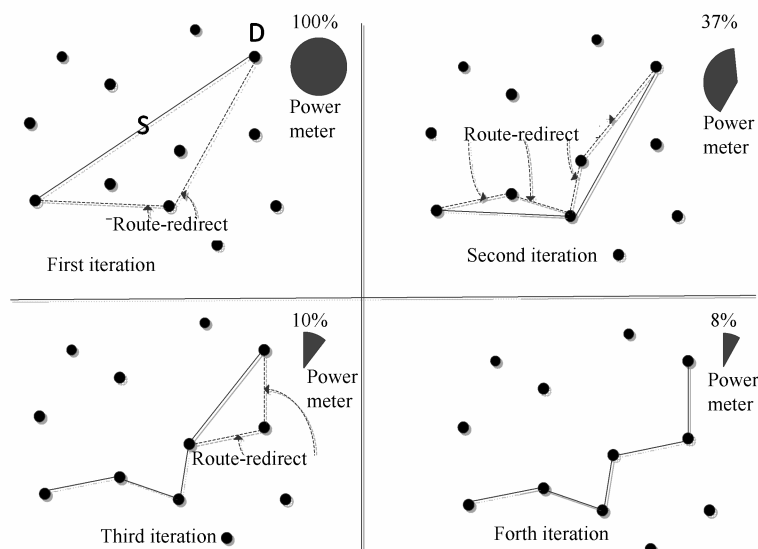


图 2-14 PARO 路由收敛过程

3) 特点分析

PARO 是一种按需机制的协议，并不事先主动维护路由，只有当节点需要时才启动路由发现过程，由此来减少路由发现过程中的能量消耗；PARO 是一种最小能量路由协议，与其他路由协议相比，此协议是以能耗作为选择路由的指标 (Metric)；PARO 协议通过尽可能多地使用转发节点来减小每一跳发送时的功率，使通信过程中的总能耗最小。

2.2 AODV 路由协议优化研究

本节介绍针对 AODV 路由协议在不同情况下存在的不同问题所做的改进，主要包括：通过跨层设计减少传输时延和控制开销；当网络出现隐蔽终端和暴露终端问题时，用跨层优化机制减小信道带宽，提升网络性能；通过改进按需路由协议的 Hello 消息泛洪机制，减少因广播操作带来的控制开销。

2.2.1 基于跨层设计的高效按需路由协议

通过对 AODV 按需路由协议的 Hello 消息带来的控制开销问题进行分析，我们提出了一种新的基于跨层设计的高效按需路由协议——CLAODV (Cross-Layer Ad Hoc On-demand Distance Vector routing Protocol) [13][14][15]。

1. 问题分析

AODV 是一种按需路由协议,平时不进行全网范围的周期性拓扑更新,当有业务到达需要路由时,才进行路由查找和维护,因而节省了开销,但传输时延因此增加。为了减少传输时延,AODV 中设计了可选择的 Hello 消息机制。一个节点可以通过广播本地 Hello 消息来提供连接性信息。如果一个节点是一条活动路由的一部分,它应该只须使用 Hello 消息。在接口上发送两个 Hello 包的周期性间隔 HELLO_INTERVAL 毫秒内,节点检查在最近的 HELLO_INTERVAL 是否发出了一个广播(例如,一个 RREQ 消息),如果没有发送,它会广播一个 TTL 值为 1 的 RREP 消息,称为 Hello 消息,该 RREP 消息的字段设置包含目的节点 IP 地址、本节点 IP 地址、目的节点序列号、本节点最新的序列号、跳数、生存期、 $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} \times \text{HELLO_INTERVAL}$ (允许的 Hello 分组丢失数 \times 发送两个 Hello 包的周期性间隔时间),节点可以通过监听来自邻居节点集合的分组信息来确定连接性。如果在过去的 DELETE_PERIOD 时间内,节点收到了一个来自某邻居节点的 Hello 消息,然后在超过 $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} \times \text{HELLO_INTERVAL}$ 毫秒的时间没有收到来自那个邻居节点的任何分组,该节点即可判定到那个邻居节点的链路当前是断开的,并进行相应处理。无论何时节点收到来自一个邻居的 Hello 消息,节点应该确信它具有到这个邻居节点的活动路由,如果需要就创建一个这样的路由。如果一条到该邻居节点的路由已经存在,那么该路由的生存期就会增加,至少是 $\text{ALLOWED_HELLO_LOSS} \times \text{HELLO_INTERVAL}$ 所确定的时间,而且该路由必须包含从 Hello 消息中得到的最新目的节点的序列号。

通过 Hello 消息的本地广播,节点能够获得本地的链路连接信息,从而缩短寻路时间,并对已有的可用路由进行维护,避免因节点移动或链路故障等因素造成路由失效时,其余节点不能及时发现而导致业务无效传输和重建路由时延的增加。

AODV 路由协议采用 Hello 消息机制来提供节点的本地连接信息,实质是以有效路由中节点的定时广播维护消息为开销,增加定时链路联通性管理测试负载,以便及时发现路由变化并进行相应的维护,这样就减小了业务路由交换的时延,但明显增加了协议的控制开销,尤其是在网络业务负载相对于路由有效期较重的情况下,Hello 消息独立于业务情况固定地周期性广播,不仅没有必要,还会增加控制开销,导致协议效率下降,进一步加剧网络负载,进而使分组端到端时延增大。

2. CLAODV 路由协议的主要思路

针对上述 AODV 路由协议中采用 Hello 消息机制后控制开销增加引起效率下降的问题,CLAODV 对如何减少 Hello 消息机制的开销进行了研究。其主要思路是采用跨层设计的方法对 AODV 中的 Hello 消息机制进行改进,提出了取消 Hello 分组,并通过网络层和 MAC 层跨层协同来代替 Hello 分组实现本地连接性信息发布功能的方案;同时,改进了节点对删除所收到的无关信息的处理方法,使节点获得了更多的有用信息。

3. 跨层设计的新 Hello 消息机制

跨层(Cross Layer)设计是设计网络协议的一种较新的思想,设计者在协议设计中通过它可以把一个复杂的问题划分为不同层面的几个简单问题来处理,在维持层间分离的同时,放松对分层结构的要求,允许不同层次的协议共享网络的状态信息,从而提高网络性能。

(1) CLAODV 的 Hello 消息机制的设计

CLAODV 采用跨层协同的思想设计了一种新的 Hello 消息机制，跨层信息交互和协同操作位于网络层和 MAC 层，具体如图 2-15 所示。

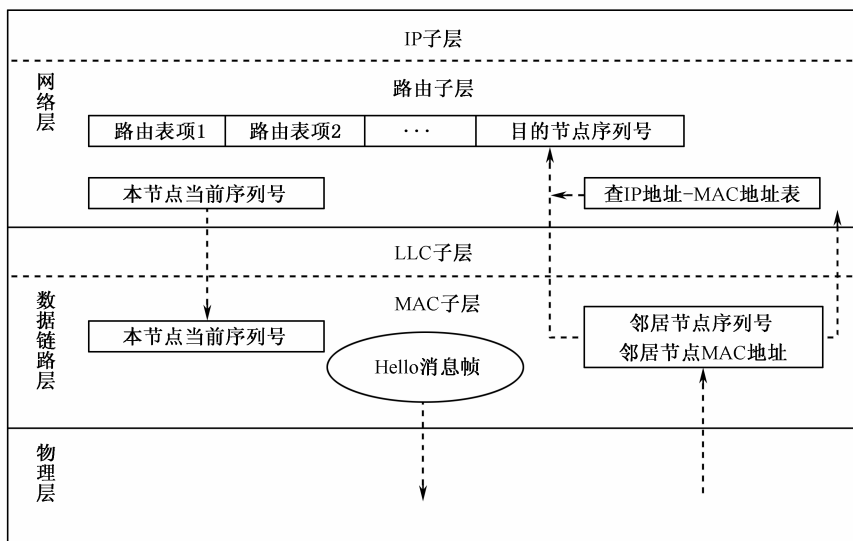


图 2-15 跨层设计的 Hello 消息机制

CLAODV 协议在节点的 MAC 层发送的所有数据帧（帧体中包含有数据的帧，数据的内容可以是数据分组或者控制分组）的头部，均设置一个该节点当前序列号字段，用于携带节点的当前序列号参数，以便相邻节点收到后建立和更新路由。具有有效路由的节点，在前一次数据帧发送后，每隔设定时间 T 便发送一个 Hello 消息帧（没有帧体，只有帧头和帧尾）。节点收到相邻节点的任何数据帧或 Hello 消息帧，便对相应的有效路由进行建立或更新。若节点在连续 N 个 T 的时间内未收到有效路由中相邻节点的任何数据帧或 Hello 消息帧，便认为该链路和路由中断，并发出 RERR 消息。

(2) 新的 Hello 消息机制的具体操作

新 Hello 消息机制的操作要点如下：

① 在网络层，不再设置 Hello 消息分组，不再收发和处理 Hello 消息，由 MAC 层来实现同样功能；收到 MAC 层传来的邻居节点 MAC 地址和最新序列号后，根据 MAC 地址查找“IP 地址-MAC”地址表“获得对应的 IP 地址（IP 地址静态配置，固定不变），并用该 IP 地址作为目的节点 IP 地址在路由表中查得（或建立）相关表项，然后用最新序列号更新表项中的“目的节点序列号”字段；每次更新节点自身的序列号时，同步更新 MAC 层中的“本节点当前序列号”。

② 在 MAC 层，创建了专门的 Hello 消息帧，并负责 Hello 消息帧的收发和处理。Hello 消息的触发机制改为非定时发送：前一次数据帧发送后，每隔一定的时间 HELLO_INTERVAL，发送一个 Hello 消息。Hello 消息帧的格式上文已经进行了说明，与 AODV 的 Hello 消息帧有明显区别，如表 2-1 所示。

表 2-1 CLAODV 和 AODV 在 Hello 消息帧格式上的区别

协议	Hello 消息帧格式		
	帧头	帧体	帧尾
AODV	有, 不含序列号字段	有	有
CLAODV	有, 含序列号字段	无	有

③ MAC 层保存本节点的当前序列号, 并且与网络层存储的当前序列号保持一致, 同步更新; MAC 层发送的任何数据帧的头部都设置了一个字段, 用于装载本节点的当前序列号, 如果 MAC 层采用 IEEE802.11 协议, 网络内不进行分群, 则 Hello 消息帧的格式还能够进一步简化, 可以利用帧头内空闲的 Address 字段捎带节点的当前序列号, 无须额外增加字段; MAC 层收到来自邻居节点的数据帧或者 Hello 消息帧后, 无论自己是否是目的地, 都会把该帧中包含的邻居节点的 MAC 地址和最新序列号上传网络层, 以便更新路由表中相应的目的节点序列号, 实现 Hello 消息的功能。

4. CLAODV 协议的基本操作

CLAODV 是 AODV 协议的扩展, 其运行机制仍包括路由查找和路由维护两部分。在 CLAODV 中, 每个节点动态地维护着一个路由表, 路由表中的信息主要包括目的节点地址、目的节点序列号、下一跳节点、跳数、生存时间等参数。

当有分组从上层到达而源节点在生存时间内并没有到达目的节点的有效路由时, 便开启路由查找过程。具体过程如下:

① 源节点广播一个路由请求消息 (RREQ), 其中包含源节点地址、源节点序列号、RREQ 序列号、目的节点地址、目的节点序列号和跳数等字段。

② 中间节点收到 RREQ 时, 建立或更新到源节点的有效路由。这里的更新是指: 当所收到新路由信息中的相关序列号比原路由表中相应路由的序列号大, 或序列号相同而跳数比原来小时, 则改变相应路由的目的节点序列号或者跳数, 并增加路由的生存时间。

③ 若中间节点有 RREQ 所查找的有效路由, 则向上一跳节点回传路由应答消息 RREP, 其中包含源节点地址、目的节点地址、目的节点序列号、跳数和生存时间等参数, 并经若干中间节点向源节点回复 RREP; 否则, 中间节点继续广播 RREQ 消息, 直到目的节点收到 RREQ 后并向源节点回复 RREP, 经若干中间节点回传至源节点并确认路由建立。上述路由查找及建立过程如图 2-16 所示。图中显示, 源节点 1 产生的请求 RREQ 消息沿多跳路径转发, 而目的节点 5 产生的 RREP 消息只沿最先到达的路径回复源节点, 路由选择的度量标准是时间最短。

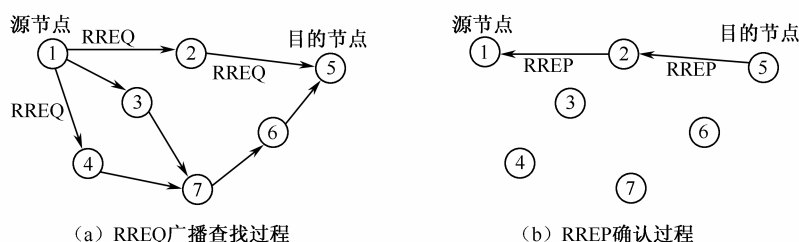


图 2-16 CLAODV 路由的查找及建立过程

路由建立后各节点在相应的生存期中使用该有效路由,并进行路由维护。当业务数据分组到达,节点判断有效路由的下一跳无法到达(诸如节点移动或链路故障等)或没有有效路由时,则发送路由出错消息(RERR),其中包含无法到达的节点和节点序列号参数,若该路由只有一个相邻节点,则以单播方式发送 RERR,否则以广播方式发送。中间节点收到 RERR 以后,将路由表中相应的路由设置为无效,并采用相同的原则继续传播 RERR。源节点收到 RERR 后可重新启动路由查找过程。

5. 性能分析

采用跨层设计的 Hello 消息机制使 CLAODV 路由协议在协议效率、端到端时延、数据传输成功率等性能方面具有优良表现。下面给出这些性能表现的具体理论分析。

(1) 收敛性能

CLAODV 协议与 AODV 协议一样,均采用按需的距离-矢量协议,因此,在收敛性能上是一致的。只要存在通往目的节点的路径,MAC 层和物理层能够正确收发分组,在路由过程中不会产生环路(Loop)和计数到无穷现象。

(2) 复杂度

CLAODV 的适用性主要取决于消息复杂度。设网络规模为 $|V|$ (即网络节点总数为 $|V|$),网络直径为 $|D|$,节点的平均度为 $|L|$,路径 $P(s, d)$ 的平均链路数为 $|K|$ 。网络中的每个节点都要广播 Hello 消息,它对消息复杂度的贡献为 $O(|V|)$;在路由发现过程中,每个节点都有可能广播一次 RREQ,只有路径上的节点才发送或转发 RREP,所以路由发现时的消息复杂度为 $O(|V|(|D|+|K|))$ 。因此,总的消息复杂度为 $O(|V|(|D|+|K|+1))$ 。CLAODV 的时间复杂度在初始化和故障后都为 $O(2|D|)$ 。

(3) 协议效率 E

$$E = \frac{B_D}{B_C} \quad (2-6)$$

式中, B_D 表示全网发送的数据分组总比特数, B_C 表示全网发送的控制分组总比特数。因为控制分组由 RREQ、RREP 和 Hello 消息分组组成,CLAODV 不再有 Hello 消息分组,所以 B_C 减小, B_D 不变,即协议效率 E 增大。

(4) 平均端到端时延 D

$$D = \frac{1}{N} \sum_{i=0}^N (rt_i - st_i) \quad (2-7)$$

式中, N 表示成功传输的分组数, rt_i 表示第 i 个分组到达目的节点的时间, st_i 表示第 i 个分组的产生时间。CLAODV 缩减了 Hello 消息的数量和长度,因此,控制分组所占用的网络带宽会减少,相应地可用带宽会增加,因此在网络负载不变的情况下,数据分组会更容易到达目的地。 rt_i 减小,推出 $\sum (rt_i - st_i)$ 增大,而 N 不变,则 D 减小。

(5) 数据传送成功率 S

$$S = \frac{P_A}{P_T} \quad (2-8)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, P_T 表示发送的分组总数。CLAODV 减少控制开销,增加了可用带宽,因此在网络负载不变的情况下,会有更多的分组到达目的地。 P_A 增大,

P_T 不变, 则数据成功率 S 增大。

(6) 吞吐率 T (packets/s)

$$T = \frac{P_A}{T_S} \quad (2-9)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, T_S 表示有数据发送的仿真时间。网络负载相同的情况下, CLAO DV 通过减少开销、提高效率、增加可用带宽促进了到达目的地分组数的增加, P_A 增大, T_S 不变, 则吞吐率 T 增大。

2.2.2 基于跨层设计的 Ad Hoc 按需定向路由协议

针对网络中出现暴露终端和隐蔽终端的问题削弱网络性能, 我们提出了一种新的基于跨层设计的 Ad Hoc 按需定向路由协议——CAODR (Cross-layer Ad Hoc On-demand Directional Routing protocol) [16][17]。

1. 问题的提出

(1) 隐蔽终端与暴露终端问题

目前大多数移动 Ad Hoc 网络都使用异步信道共享技术。异步共享接入可以分为受控接入和随机接入两种方式, 由于移动 Ad Hoc 网络是一种无中心的网络, 所以不宜采用受控接入方式。随机接入中较常使用的协议包括 ALOHA 协议和 CSMA 协议, 前者特别适用于卫星通信网络等传播时延比较长的网络环境; 而在地面链路中, 一般使用 CSMA 接入协议来获得较高的信道利用率。CSMA 协议基于这样一个假设: 当一个站点在信道 L 发送消息时, 所有其他站点能够听到它的发送, 并延迟自己的发送。然而这个假设并不适用于移动 Ad Hoc 网络。因为移动 Ad Hoc 网络中的节点存在以下四方面的特点: ①节点可以随机移动, 网络具有动态变化的拓扑结构; ②节点工作在无线环境中, 采用异步通信技术, 多个移动节点共享同一个通信信道, 存在信道分配和竞争问题; ③为了提高信道利用率, 移动节点电台的频率和发射功率都较低, 并且信号受无线信道中的噪声、信道衰落和障碍物的影响, 移动节点的通信距离有限, 一个节点发出的信号, 网络中其他的节点并不一定都能收到; ④信息传输通常是多跳的, 并且节点之间的传播时延不可以忽略。所以, 移动 Ad Hoc 网络中会产生隐蔽终端和暴露终端问题 [18][19][20], 严重影响移动 Ad Hoc 网络的性能, 必须设法解决, 以便获得较高的信道利用率和时延较低的公平接入特性。

隐蔽终端是指位于接收者的通信范围之内, 而在发送者的通信范围之外的终端; 暴露终端是指在发送者的通信范围内, 而在接收者的通信范围之外的终端, 如图 2-17 所示。

隐蔽终端可分为隐蔽发送终端和隐蔽接收终端。在图 2-17 (a) 中, 当 A 向 B 发送报文, 同时 C 也向 B 发送报文时, 报文会在 B 处发生冲突, 此时 C 被称为隐蔽发送终端, 这种情况被称为隐蔽发送终端问题。在图 2-17 (a) 中, 当 C 延迟发送时, 如果 D 向 C 发送控制报文请求发送时, 因为 C 要延迟发送, 所以 D 无法收到来自 C 的应答, 同时 D 也不知道 C 不应答的原因, 于是就超时重发, 从而浪费了带宽, 此时 C 被称为隐蔽接收终端, 这种情况被称为隐蔽接收终端问题。暴露终端也可分为暴露发送终端和暴露接收终端。在图 2-17 (b) 中, B 向 A 发送数据时, C 可以通过向 D 发送一个请求发送信号 RTS 来通知 D 它要发送数

据,但来自 D 的应答信号会与 B 的数据信号在 C 处产生碰撞, C 听不到 D 的回应,将重复发送 RTS,此时 C 被称为暴露发送终端,这种情况被称为暴露发送终端问题。在图 2-17 (b) 中,当 B 向 A 发送数据时,如果 D 想向 C 发送数据,它可以向 C 发送一个请求发送信号,但此信号会与 B 发送的数据信号在 C 处发生冲突, C 听不到来自 D 的请求报文,从而不会发送应答信号。D 收不到响应,重发控制信号,此时 C 被称为暴露接收终端,这种情况被称为暴露接收终端问题。

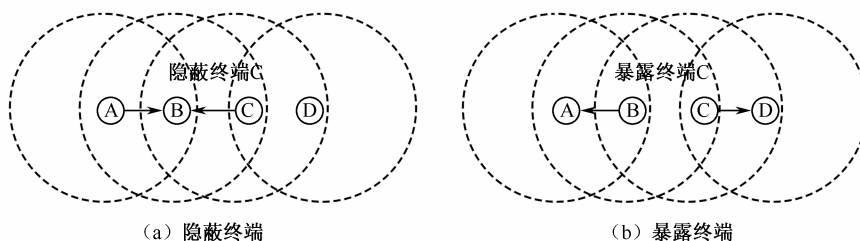


图 2-17 隐蔽终端与暴露终端

在移动 Ad Hoc 网络中,当终端在某一时隙内传送信息时,若其隐蔽终端在此时隙同时传送信息,就会产生时隙争用冲突。受隐蔽终端的影响,接收端将因为数据碰撞而不能正确接收信息,造成发送端有效信息的丢失和大量时间的浪费(数据帧较长时尤为严重),从而降低了系统的吞吐量和容量。当某个终端成为暴露终端后,由于它侦听到另外的终端对某一时隙的占用信息而放弃了预约该时隙进行信息传送。其实,因为源终端和目的终端都不一样,暴露终端是可以占用这个时隙来传送信息的。这样,就造成了时隙资源的浪费。特别是当业务量很大时,网络的所有信道均已被占用,后接入业务的用户无法利用可以利用的信道传送信息,使得网络吞吐量和容量降低;同时,这也会使得数据传输时延增加。因此,隐蔽终端和暴露终端的存在,会造成移动 Ad Hoc 网络时隙资源的无序争用和浪费,减少网络可用带宽,增加数据碰撞的概率,严重影响网络的吞吐量、容量和数据传输时延等性能。

(2) 路由协议跨层优化存在的不足

跨层交互和跨层协同有助于提高路由协议的性能。但目前在跨层优化方面的研究,多与能量管理、安全等内容有关,优化路由协议的跨层方法不多见。文献[21]对 AODV 路由协议的路由选择机制进行了改进,用新的负载机制(Load Metric, LM)取代了传统的跳数机制,并根据无线信道的情况动态地调整 LM 和一些 MAC 参数的值。文献[22]提出了一种“码字”(Codeword)路由模型以减少距离较近的路由之间潜在的跨层干扰。上述方法将优化的重点集中在网络层与下面的 MAC 层和物理层的跨层交互上,对 MAC 层与物理层之间的跨层协同涉及不多,对移动 Ad Hoc 网络所处的同频共享无线信道中的隐蔽终端和暴露终端问题尚未提出有效的改善办法。

2. CAODR 路由协议设计思路

针对上述隐蔽/暴露终端影响网络性能的问题提出了定向路由方法,通过使用日渐成熟的智能天线技术^[23],成功实现了单播分组的定向发送和广播分组的全向发送,从而减少了隐蔽终端引起的分组碰撞和暴露终端引起的节点不必要等待;针对跨层优化涉及隐蔽/暴露终端问题不多

的研究现状,在跨层优化的研究中,采用了通过改善同频共享无线信道中的隐蔽/暴露终端问题的思路来提高路由协议性能。

3. CAODR 的跨层设计机制

CAODR 在网络层与 MAC 层之间、MAC 层与物理层之间进行了跨层的信息交互和协同操作,如图 2-18 所示。其中重点对 MAC 层和物理层之间的协同操作进行了跨层设计,以实现自适应的定向单播和全向广播。

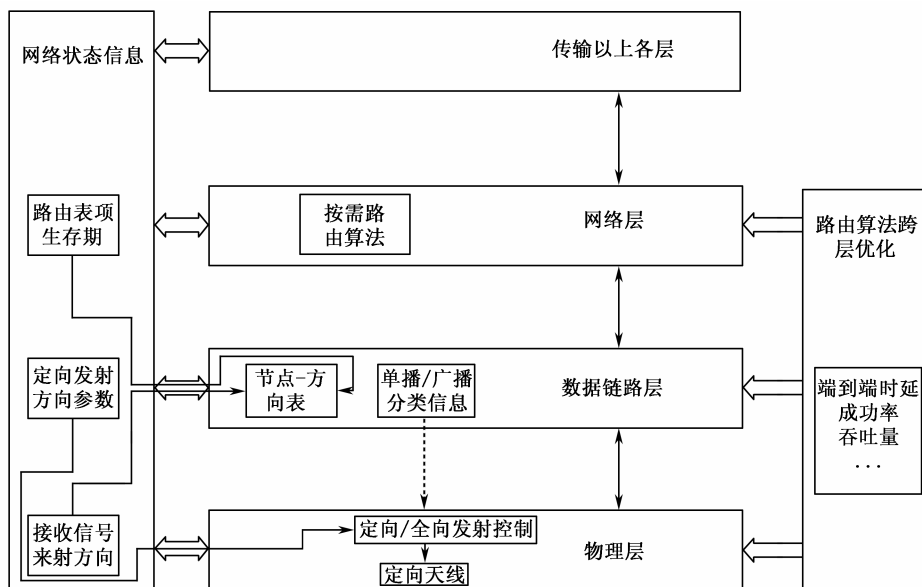


图 2-18 CAODR 的跨层设计示意

CAODR 协议的具体跨层信息交互和协同操作如下:

(1) 网络层: 将路由表项的生存期参数提供给 MAC 层, 作为“节点-方向”表项的生存期参数, 以利于在选路和定向操作的时间上保持一致。

(2) MAC 层: 建立一个“节点-方向”表, 表中的字段包括节点的 MAC 地址、方向、失效时间等。跨层共享网络层路由表项的生存期参数, 用作“节点-方向”表项的生存期参数。接收帧时, 也会收到物理层传上来的该帧发送节点的方向角, 便把帧头中的源节点 MAC 地址和方向角填入表内对应的字段, 同时提取系统时间与生存期相加, 将所得结果填入“失效时间”字段。发送帧时, 根据所发帧类型的不同, 通知物理层采用不同的方式发送, 广播帧全向发送, 单播帧定向发送。发送单播帧之前, 先查询“节点-方向”表以获得发射方向角, 传给物理层, 若没有从表中查询到方向角, 则通知物理层仍采用全向方式发送。“节点-方向”表项可根据失效时间字段定期更新, 也可采取查表时触发更新的方式。

(3) 物理层: 向 MAC 层上传接收到的帧时, 同时上传该帧发送节点的方向角; 跨层共享 MAC 层的发射方向角信息; 负责接收 MAC 层的全向/定向发送方式控制信息。

4. CAODR 协议的基本步骤

CAODR 的基本运行机制包括路由查找和路由维护两个过程, 是由 AODV 协议扩展而成。如图 2-29 所示, 当有业务分组从上层到达, 而源节点 N_1 没有在生存期内至目的节点 N_7 的有效路由时, 便启动路由查找过程, 向全网广播一个路由请求消息 RREQ, 其中包含源节点地址、源节点序列号、广播序列号、目的节点地址、目的节点序列号和跳数等参数。中间节点收到 RREQ 时, 建立或更新到源节点的有效路由(更新是指当所获新路由信息中的相关序列号比原路由表中相应路由的序列号大, 或序列号相同而跳数比原来的小时, 改变相应路由的目的节点序列号或者跳数, 并增加路由的生存时间)。若中间节点有 RREQ 所查找的有效路由, 则向上一跳节点回发路由应答消息 RREP, 其中包含源节点地址、目的节点地址、目的节点序列号、跳数和生存时间等参数, 并经若干中间节点向源节点 N_1 回传 RREP。若中间节点没有 RREQ 所查找的有效路由, 便继续广播 RREQ 消息, 直到目的节点 N_7 收到 RREQ 后, 向源节点 N_1 回发 RREP, 经若干中间节点转发回源节点 N_1 确认路由建立。节点在广播 RREQ 消息时使用全向发送的方式, 而在回传 RREP 时采用单播和定向发送的方式。

路由建立后, 各节点在相应的生存期中使用并维护有效路由。当业务分组到达, 节点确定有效路由的下一跳无法到达(如节点移动或链路发生故障)或没有有效路由时, 则发送路由出错消息 RERR, 其中包含无法到达的节点和节点序列号参数。若该路由只有一个相邻节点, 则用定向方式单播 RERR 给该邻居节点, 否则以全向方式广播 RERR 消息。中间节点收到 RERR 以后, 将路由表中相应的路由设置为无效, 并采用相同的原则继续传播 RERR, 源节点收到 RERR 后可以重新启动路由查找过程。在路由维护过程中, 节点使用有效路由向下一跳节点单播数据分组时, 均采用定向发送的方式。

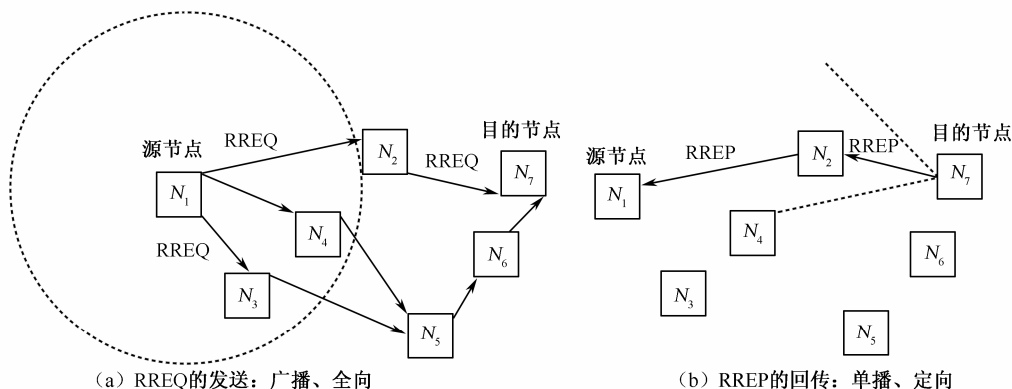


图 2-19 RREQ 消息与 RREP 消息的不同处理

5. 性能分析

采用定向通信机制和跨层设计方法使 CAODR 路由协议在端到端时延、吞吐率、成功率等多个性能上有优良表现。下面以 AODV 协议为参照, 对 CAODR 的性能表现给出具体理论分析。

(1) 收敛性能

CAODR 协议与 AODV 协议一样,均采用按需的距离-矢量协议,因此,在收敛性能上是一致的。只要存在通往目的节点的路径,MAC 层和物理层能够正确收发分组,在路由过程中不会产生环路(Loop)和计数到无穷现象。

(2) 复杂度

CAODR 的适用性主要取决于消息复杂度的高低。设网络规模为 $|V|$ (即网络节点总数为 $|V|$),网络直径为 $|D|$,节点的平均度为 $|L|$,路径 $P(s, d)$ 的平均链路数为 $|K|$ 。网络中的每个节点都要广播 Hello 消息,它对消息复杂度的贡献为 $O(|V|)$;在路由发现过程中,每个节点都有可能广播一次 RREQ,只有路径上的节点才发送或转发 RREP,所以路由发现时的消息复杂度为 $O(|V|(|D|+|K|))$ 。因此,总的消息复杂度为 $O(|V|(|D|+|K|+1))$ 。CAODR 的时间复杂度在初始化和故障后都为 $O(2|D|)$ 。

(3) 平均端到端时延 D

$$D = \frac{1}{N} \sum_{i=0}^N (rt_i - st_i) = \frac{1}{N} \left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right) \quad (2-10)$$

式中, N 表示成功传输的分组数, rt_i 表示第 i 个分组到达目的节点的时间, st_i 表示第 i 个分组的产生时间。CAODR 改善隐蔽终端问题,降低分组碰撞的概率,使分组重传次数减少,因此分组传送耗时更少;CAODR 改善暴露终端问题,减少了节点的不必要等待,增加了可用带宽,在网络负载不变的情况下,分组会更容易到达目的地。因此有: $\sum_{i=0}^N rt_i$ 减小,而 $\sum_{i=0}^N st_i$ 不变, N 不变,所以 $\left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right)$ 减小,平均端到端时延 D 减小。

(4) 吞吐率 T (packets/s)

$$T = \frac{P_A}{T_S} \quad (2-11)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, T_S 表示有数据发送的仿真时间。CAODR 通过减少分组碰撞和节点的不必要等待,使可用带宽增加。在网络负载相同的情况下,可用带宽的增加会使成功到达目的地的分组数增加,因此, P_A 增大, T_S 不变,即吞吐率 T 增加。

(5) 分组传送成功率 S

$$S = \frac{P_A}{P_T} \quad (2-12)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, P_T 表示发送的分组总数。由于 CAODR 增加了可用带宽,因此负载相同时,会有更多的分组成功到达目的地, P_A 增大, P_T 不变,即分组传输成功 S 增加。

(6) 控制开销 C

$$C = \frac{P_C}{P_C + P_D} = \frac{1}{1 + (P_D/P_C)} \quad (2-13)$$

式中, P_C 表示全网发送的控制分组总数, P_D 表示全网发送的数据分组总数。因为 CAODR 能增加网络可用带宽,提高网络吞吐率,所以会使数据在总通信量中所占比例增加,即 P_D+P_C 增大,则 $1+P_D/P_C$ 增大,可以推出控制开销 C 减小。

2.2.3 基于 MPR 泛洪的按需路由协议

针对按需路由协议 AODV 在全网范围内简单泛洪寻路时开销过大的问题，我们提出了一种新的基于 MPR 泛洪的按需路由协议 MBOR (MPR-flooding-Based On-demand Routing) [24]。

1. 问题分析

移动 Ad Hoc 网络的按需路由协议 (如 AODV 和 DSR 等) 通常使用广播为业务分组寻找路由。在这些协议的路由发现阶段，当有业务分组从上层到达需要路由而路由缓存中又没有所需的有效路由时，节点便会向全网广播一个寻路分组 (RREQ) 去寻找路由。广播寻路分组时通常使用的是简单的泛洪方式，即收到这个广播消息的节点，只要不是重复收到，都要进行转发，这种泛洪方式能够保证在网络连通和分组无丢失的情况下将一个广播消息传播给网络中所有目的节点。但是这种简单的泛洪方式存在着开销过大、占用网络带宽过多的弊端，严重时甚至会引发广播风暴而耗尽网络带宽，导致网络瘫痪。因此，控制泛洪开销是一个需要重视的问题。

2. MBOR 协议的基本思路

针对按需路由协议 AODV 在全网范围内简单泛洪寻路时开销过大的问题，借鉴 OLSR 路由协议中的 MPR 泛洪方式并加以改进，提出了一种新的、适用于经典按需路由协议 AODV 的 MPR 泛洪机制；同时改进了 AODV 的 Hello 消息机制，使 Hello 消息携带了更多的网络连接信息；此外，还改进了路由发现过程中的路由答复分组 RREP 的使用，使更多的节点能够从 RREP 中获得有用的路由信息。

3. MBOR 采用的新机制

与传统的移动 Ad Hoc 网络按需路由协议相比，MBOR 采用了三种有效的新机制：携带邻居信息的 Hello 消息机制；在广播分组中指定转发节点的 MPR 泛洪机制；节点无关的 RREP 消息处理机制。这些机制的运用，使 MBOR 的性能得到了显著提高。

(1) 携带邻居信息的 Hello 消息机制

Hello 消息的主要作用是提供本地连接性信息以维护已发现的有效路由，在移动 Ad Hoc 网络的许多路由协议中，都使用了 Hello 消息，一般的使用方法是在一跳的范围内周期性地向邻居节点广播。路由协议不同，Hello 消息的内容也有所不同，有的路由协议 (如 AODV) 的 Hello 消息只包含节点自身的最新信息；而有的路由协议 (如 OLSR) 的 Hello 消息除了包含节点自身的的信息外，还包含了节点邻居的信息和相互之间的链路状态，因此，它们携带的信息量不同，所发挥的作用也有区别。

按需路由协议 AODV 提供了可选的 Hello 消息机制，它的 Hello 消息其实是一种简化的 RREP 消息，携带了节点自身的最新序列号信息，格式如表 2-2 所示。

表 2-2 AODV 的 Hello 消息格式

目的地地址	目的地序列号	跳数（始终为 0）	生存期
-------	--------	-----------	-----

表 2-2 中的目的地地址为节点的 IP 地址，目的地序列号为节点的最新序列号，跳数字段始终为 0，生存期字段为允许丢失的 Hello 消息数和 Hello 消息发送时间间隔之积。

为了使 Hello 消息携带更多的有用信息，MBOR 对 Hello 消息携带的内容进行了扩充，使它不仅带有节点自身的最新信息，还带有节点的邻居节点的信息，格式如表 2-3 所示。

表 2-3 MBOR 的 Hello 消息格式

目的地地址	目的地序列号	跳数	生存期	邻居 1 地址	邻居 1 序列号
-------	--------	----	-----	---------	----------	-------

表 2-3 中，前四项的含义和取值与原来的 Hello 消息一样，“邻居地址”和“邻居序列号”是新增加的内容，它们是通过查路由表获得的，在路由表中，跳数为 1 的节点就是该节点的邻居节点。增加部分的内容随着邻居节点数目的不同而有所变化。邻居节点的数目 n 的范围是： $0 \leq n \leq N-1$ ， N 为网络中的节点总数。

在 MBOR 中节点发送及接收处理 Hello 消息的步骤如下：

- ① Hello 消息发送时间间隔到了后，节点查询路由表，找到所有的距离为 1 跳的节点，它们是节点的邻居节点（1 跳邻居节点）。
- ② 节点把邻居节点的地址和序列号全部写入 Hello 分组，添加到原内容的后面。
- ③ 节点把扩充内容后的 Hello 分组发送给所有邻居节点。
- ④ Hello 分组不会被转发。
- ⑤ 节点收到邻居节点发来的 Hello 分组后，从 Hello 分组中提取出所有的节点地址和序列号。
- ⑥ 节点用提取出的节点地址和序列号更新自己的路由表。更新的方法是：如果没有相应的路由表项则创建之，如果有则在比较内容后更新表项；Hello 分组的源节点的距离为 1 跳，Hello 分组中携带的节点，除非路由表中已有表项的距离为 1 跳，否则均为 2 跳，它们的下一跳节点为 Hello 分组的源节点；与路由表已有表项比较时，如果序列号更新（值更大）或者距离值更小则更新已有表项，如果一样则将下一跳节点变为 Hello 分组的源节点，否则不改动已有表项。

如图 2-20 所示，Hello 消息携带邻居的信息后，节点能够直接掌握的邻居节点信息从 1 跳范围扩展到 2 跳范围，从而显著增强了它对局部网络拓扑的了解，为路由带来极大方便。Hello 消息在扩充之前只带有节点自身信息，每个节点只能掌握 1 跳内的邻居节点信息；扩充 Hello 消息后，每个节点能够掌握 2 跳以内的全部邻居节点信息，会拥有到 2 跳以内节点的全部路由，因此，当目的节点在 2 跳以内时，便可以在路由表中直接查到相应的路由并对数据分组进行转发，省去了因找不到路由而发起路由查找的操作，既能节省路由开销，又能缩短数据分组的端到端时延。

(2) 在广播分组中指定转发节点的 MPR 泛洪机制

MPR 泛洪机制是 OLSR 路由协议使用的一种基于 MPR 泛洪方式，在保证泛洪效果（网络

中的每个节点都收到广播分组)的前提下,MPR 泛洪减少了参与转发广播分组的节点的数目,因此既减轻了部分节点的资源消耗,又减少了网络中出现的广播分组数,节约了网络带宽。

MBOR 对 MPR 泛洪机制加以改进,形成了在广播分组(MBOR 中的广播分组有两种:RREQ 分组和 RERR 分组)头部指定转发节点的 MPR 泛洪方式,如图 2-21 所示。这种方式主要是在通知 MPR 节点的方法上与原来的 MPR 泛洪有所不同。原 MPR 机制通知 MPR 节点借助了 Hello 消息,即在 Hello 消息中标识了邻居节点是否是 MPR 节点;而为了缩短 Hello 消息的长度,节省开销,MBOR 的 Hello 消息没有设置这样的字段,而是在转发广播分组的时候采用了另外一种方法通知 MPR 节点,即在广播分组头部建立一个 MPR 字段,字段中包含该节点的所有 MPR 节点的地址。这样,邻居节点在收到广播分组后,便能从 MPR 字段中得知自己是否是 MPR 节点并采取相应的操作,若是 MPR 节点则转发广播分组,若是一般节点则不转发。

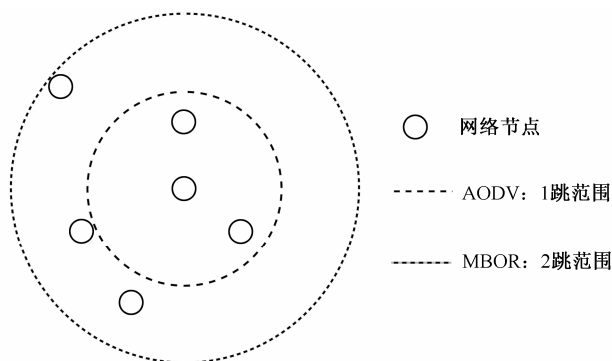


图 2-20 扩展后节点掌握的邻居信息示意

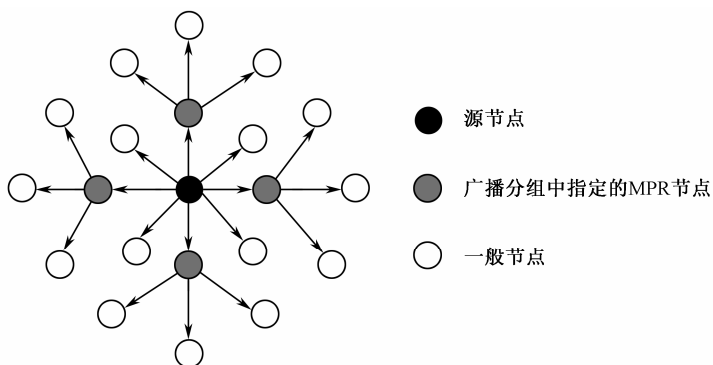


图 2-21 MBOR 的 MPR 泛洪方式

MBOR 的 MPR 泛洪机制与一般的 MPR 泛洪机制的广播分组格式如图 2-22 所示。

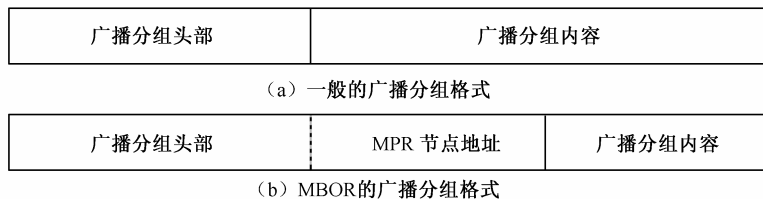


图 2-22 两种分组格式的对比

MBOR 中的 MPR 节点选择协议的思路为：在以节点及它的 2 跳以内邻居节点组成的网络局部拓扑图中，连接该节点和它的所有 2 跳邻居节点必须经过的 1 跳邻居节点，会被选为它的 MPR 节点；如果同时有多个 1 跳邻居节点可以连接某个 2 跳邻居节点，则选择最新了解的一个节点作为 MPR 节点。协议的具体步骤如下：

- ① 在路由表中找出所有的距离为 2 跳的节点，这些节点即为当前节点的 2 跳邻居节点；
- ② 在路由表中找出所有的通往 2 跳邻居节点的下一跳节点，这些下一跳节点即为当前节点的 1 跳邻居节点，通过它们可以到达所有的 2 跳邻居节点；
- ③ 把以上的 1 跳邻居节点作为 MPR 节点，可以达到覆盖所有 2 跳邻居节点的要求。

MBOR 所采用的在广播分组中指定转发节点的 MPR 泛洪方式的流程如图 2-23 所示。

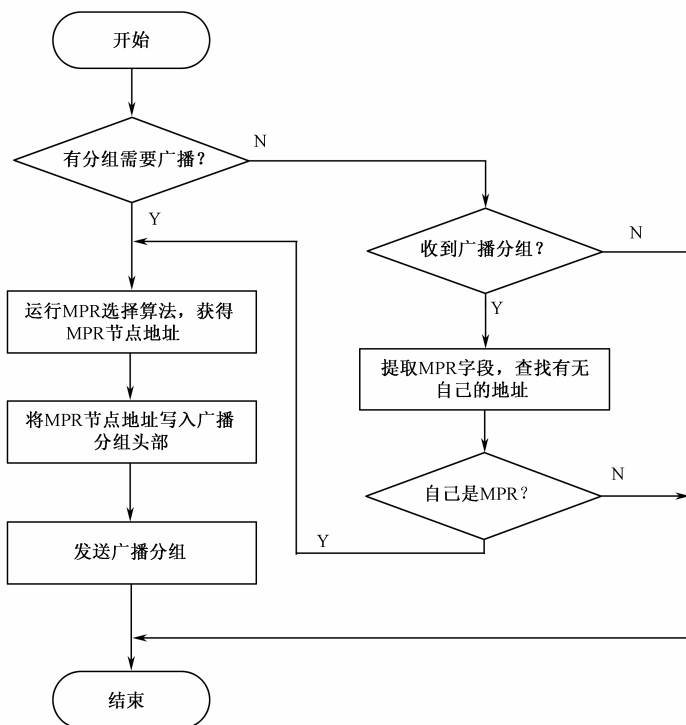


图 2-23 MBOR 的 MPR 泛洪流程

MPR 泛洪的具体步骤如下：

- ① 当有分组需要广播时，节点运行 MPR 节点选择协议，得到所有的 MPR 节点。
- ② 将这些 MPR 节点的地址写入广播分组头部的“MPR 节点”字段。
- ③ 向邻居节点（1 跳）发送广播分组。
- ④ 邻居节点收到广播分组后，如果自己是目的节点或者已经收到过同样的分组，则停止转发。如果不是，则从分组头部提取出 MPR 字段，查找字段中是否有自己的地址，如果没有，说明自己不是指定的 MPR 节点，则停止转发；如果有，说明自己是指定的 MPR 节点，则进行转发。
- ⑤ 如果节点要转发广播分组，则它先运行 MPR 节点选择协议，得到自己的 MPR 节点，

然后将其写入广播分组头部的“MPR 节点”字段，最后将广播分组发送出去。

⑥ 以上过程会在每个节点中（源节点除外）进行，直到网络中所有节点都收到广播分组为止。

（3）节点无关的 RREP 消息处理机制

在经典的移动 Ad Hoc 网络按需路由协议 AODV 中采用的是节点有关的 RREP 消息处理机制，DSR 采用的是广播 RREP 消息的机制或者节点有关的 RREP 消息处理机制。在节点有关的 RREP 消息处理机制中，只有反向路由上的中间节点才处理收到的 RREP 分组，其他收到 RREP 分组的节点只是简单将分组丢弃，不作任何处理；广播 RREP 分组的方式会增加网络的开销。上述两种方式存在着未充分利用有用信息或开销偏大的问题，因此，MBOR 采用了一种节点无关的 RREP 消息处理机制，既不额外增加网络开销，又能充分利用 RREP 消息中携带的路由信息，为节点查找路由提供帮助。

MBOR 中节点无关的 RREP 消息处理机制的具体操作是：无论是否是反向路由上的中间节点，收到 RREP 分组都不会简单地丢弃，而是将其中通往 RREP 发起节点的有用路由信息提取出来，在节点的路由表中建立新的指向 RREP 发起节点的路由表项，或者更新已有的相应路由表项。其具体流程如图 2-24 所示。

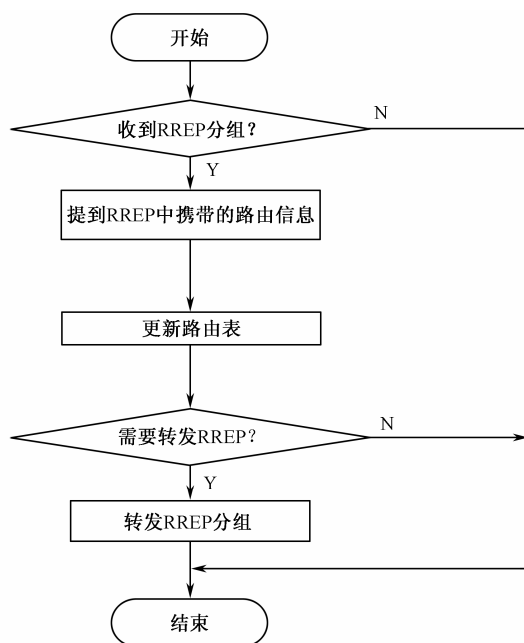


图 2-24 MBOR 处理 RREP 消息流程

4. MBOR 的基本操作步骤

MBOR 是一种按需路由协议，它的基本操作分为路由查找和路由维护两个阶段，前者负责为分组寻找路由，后者使用并维护已有的路由。

（1）路由查找

每个节点都保存一张路由表，记载了通往网络中部分或所有其他节点的路由，其中包含目的节点地址、目的节点序列号、下一跳节点地址、跳数、生存期、路由状态等字段。当上层有

数据分组到达, 节点会在路由表中查找通往目的节点的有效路由, 如果查到, 则向该路由中的下一跳节点转发数据分组; 如果没有查到, 节点便会在网络中发起路由查找过程, 向全网广播一个路由请求分组 RREQ 以寻找通往目的节点的路由, 广播 RREQ 分组时使用的是在广播分组中指定转发节点的 MPR 泛洪机制。目的节点或拥有到目的节点有效路由的中间节点收到 RREQ 分组后, 会向源节点单播一个路由答复分组 RREP, 在 RREP 的回传过程中, MBOR 使用的是节点无关的 RREP 消息处理机制。

为了使节点掌握本地连接性信息, MBOR 提供了可选的、携带邻居信息的 Hello 消息机制。在这种机制的 Hello 消息中包含了节点的所有邻居节点 (1 跳邻居) 信息, 因此, 每个节点都能依靠它建立起通往 2 跳范围内所有节点的路由。

(2) 路由维护

在路由维护阶段, MBOR 主要执行两种操作: 转发数据分组, 当路由中断时进行路由修复。MBOR 对数据分组的转发是逐跳进行的, 中间节点的转发操作相对独立。当收到一个从有效路由传来的分组而自己又不是它的目的节点时, 中间节点便在自己的路由表中为数据分组查找通往目的节点的下一跳节点, 查到后以单播方式向这个节点转发数据分组; 如果没有查到相应的下一跳节点, 则节点会认为到下一跳节点的链路已经中断, 并进行路由修复。

路由修复的方式有两种。①用 RERR 消息向源节点报告路由已经中断; ②进行本地修复。在方式①中, 如果有多条路由经过本节点和下一跳节点之间已经中断的链路, 则节点会向多个源节点广播 RERR 消息, 广播时使用 MPR 泛洪方式; 如果广播方式不合适或者只有一条路由经过中断链路, 则使用单播方式向源节点发送 RERR 消息。如果节点选择了方式②, 进行本地修复, 则节点会生成并广播一个寻找目的节点的 RREQ 消息, 广播时使用 MPR 泛洪方式。

5. 性能分析

以下对 MBOR 的性能进行分析, 在分析的过程中以 AODV 协议为比较基础。

(1) 协议效率 E

$$E = \frac{P_D}{P_C} \quad (2-14)$$

式中, P_D 表示全网发送的数据分组总数, P_C 表示全网发送的所有分组数。因为控制分组由 RREQ、RREP 和 Hello 等分组组成, 而 MBOR 减少了网络中的路由查找次数, 使 RREQ 和 RREP 数量减少, 所以 P_C 减小, 而 P_D 不变, 由此可以得到协议效率 E 增加。

(2) 平均端到端时延

$$D = \frac{1}{N} \sum_{i=0}^N (rt_i - st_i) = \frac{1}{N} \left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right) \quad (2-15)$$

式中, N 表示成功传输的分组数, rt_i 表示第 i 个分组到达目的节点的时间, st_i 表示第 i 个分组的产生时间。MBOR 减少了网络中的路由查找次数, 因此有更多的数据分组能够直接从路由表中查到所需路由; 并且 MBOR 减少了网络中的 RREQ 等控制分组的数量, 相当于增加了网络可用带宽, 有助于更迅速地传送数据分组, 所以有 $\sum_{i=0}^N rt_i$ 减小, 而 $\sum_{i=0}^N st_i$ 不变, N 不变, 即可以判

断 $\left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right)$ 减小, 节点平均端到端 D 增加。

(3) 分组传送成功率 S

$$S = \frac{P_A}{P_T} \quad (2-16)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的数据分组数, P_T 表示发送的数据分组总数。MBOR 减少网络中的控制分组数, 节省开销, 增加了可用带宽, 因此在网络负载不变的情况下, 会有更多的分组到达目的地。 P_A 增大, P_T 不变, 可以推出分组传送成功率 S 增大。

(4) 吞吐率 T (packets/s)

$$T = \frac{P_A}{T_S} \quad (2-17)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, T_S 表示有数据发送的仿真时间。在网络负载相同的情况下, MBOR 通过减少开销、提高效率、增加可用带宽增加了到达目的地的数据分组数, P_A 增大, T_S 不变, 则可以推出吞吐率 T 增大。

(5) 路由表项可用率 A

定义一种表征节点路由表中表项可用程度的参数 A , 其具体计算方法为

$$A = \frac{R_A}{R_T} = \frac{R_A}{M-1} \quad (2-18)$$

式中, R_A 表示可用的路由表表项数, R_T 表示路由表表项应有总数, M 为网络节点总数, 显然, $R_T = M-1$ 。MBOR 在 Hello 消息中携带了邻居节点的信息, 并且采用节点无关的 RREP 消息处理策略, 因此能够增加路由表的可用表项数, 与 AODV 相比, 有 R_A 增加, M 不变, 即 A 增大。

(6) RREQ 源发分组数 Q

$$Q = N_T - N_R \quad (2-19)$$

RREQ 源发分组数 Q 是指源节点发出的 RREQ 分组数量。 N_T 表示待发送的数据分组总数, N_R 表示找到了通往目的地路由的数据分组数。因为 $N_R \propto E_A$ (路由表的可用表项数), 与 AODV 相比, MBOR 通过采用携带邻居信息的 Hello 消息机制使 E_A 增大, 可以推出 N_R 增大, 当 N_T 不变时, 有 $(N_T - N_R)$ 减小, 那么 Q 减小。

2.3 OLSR 路由协议优化研究

OLSR 路由协议是一种较为经典的移动 Ad Hoc 网络表驱动路由协议, 在数据传输时延方面有潜在优势。但根据研究, OLSR 在多信道条件下的节点拓扑信息维护和多路径负载均衡等方面存在一些不足, 性能因之受到影响, 为此, 提出了两种新的路由协议加以解决。本节详细介绍这两种新协议。

2.3.1 基于拓扑维护的自适应多信道表驱动路由协议

针对 OLSR 中出现的节点拓扑信息不足和路由表项不全的问题和多信道条件下的信道选择问题提出了一种新的基于拓扑维护的自适应多信道表项驱动路由协议 MOLSR-TM (Multichannel Optimized Link State Routing base on Topology Maintenance) [25][26]。

1. 问题描述

OLSR 是一种表驱动路由协议,它根据周期性发布的路由信息并预先计算好路由以便使用。因此,存在路由陈旧的问题由于路由是预先计算好的并且已经存放了一段时间,当使用路由时,有可能网络中的实际路由已发生变化,这就会造成节点使用的路由与实际的路由不符合,从而引起数据分组传输失败。

为了解决路由陈旧的问题,OLSR 采用了定期更新路由表的方法。具体做法是:每隔一定时间,便将路由表中的表项删去,然后根据邻居表和拓扑表中的信息,重新计算到网络中各节点的路由,把结果填入路由表。定期更新路由表的方法可以保证节点使用最新的网络拓扑信息计算路由,提高了路由的准确性,但同时也带来了一个问题,即路由表项不全。如果节点所掌握的网络拓扑信息不全,在节点计算路由时无法提供足够的网络拓扑信息,便会造成路由表中的表项不全,只有到部分网络节点的路由。在拓扑动态变化的移动 Ad Hoc 网络中始终存在这个问题,而且在节点移动性强时该问题更加突出。

另外,有关移动 Ad Hoc 网络路由协议的研究,很多都基于单信道的前提,对多信道条件下路由协议的运行情况和性能表现研究较少。目前广为接受的 MAC 层协议 IEEE802.11 就是以单信道模型为工作基础,因而当移动节点数增加时,网络中的竞争和碰撞也会随之增加,这将导致网络吞吐率的下降和时延的增大。多信道是应对此问题的有效措施之一。多信道方式将网络拓扑由 1 个平面扩展为多个平面,如图 2-25 所示。

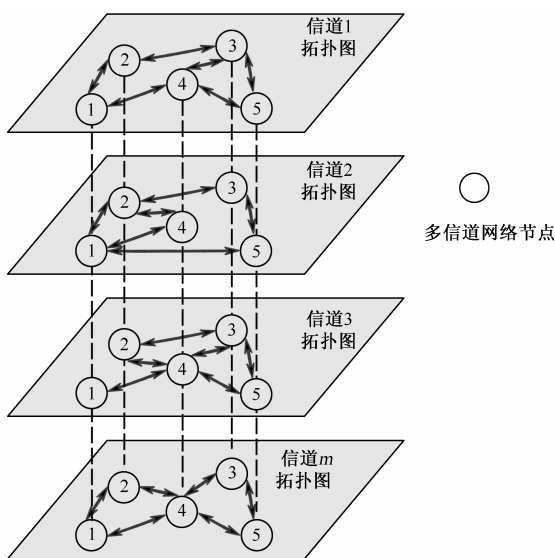


图 2-25 多信道网络拓扑图

多信道网络拓扑能通过数据分组在多个信道同时传输从而提高网络吞吐率,而且数据分组在等待所需带宽时不必局限于某个信道,因此时延也会减小。物理层无线收发技术的发展已使多个相对独立的信道同时工作成为现实,多信道收发将成为未来无线网络通信中的一种重要方式。因此,在多信道条件下考察 OLSR 协议的性能,也是一个值得研究的内容。

2. 网络模型假设

① 一个移动 Ad Hoc 网络可表示成一个加权图 $G = (V, E)$, 其中 V 表示节点集, E 表示

连接节点的通信链路集, $|V|$ 和 $|E|$ 分别表示该网络中的节点数和链路数。网络中所有节点都具有相同的传输(发送和接收)半径 R 和相同的通信带宽能力 C 。

② MAC 层协议使用 IEEE802.11 标准中规定的 CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)。

③ 在每个竞争时隙, 每个节点的发送概率服从贝努利过程, 发送概率为 p , 不发送概率为 $1-p$ 。

④ 假设传输是无差错的, 节点的业务服从参数为 λ 的泊松分布, 即紧接着到达的两个分组的到达时间之差的平均值为 λ 。每个节点以同样的概率向其他节点发送分组, 且具有相同的业务负载。

⑤ 假设网络的覆盖面积为 S , 用 ρ 表示网络的节点密度, 则有 $\rho = |V| / S$ 。

⑥ 节点 x 如果在节点 y 的传输半径 R 之内, 就认为它是 y 的邻居节点; 如果定义 D 为节点的度(节点的相邻节点的个数), 则有 D 的平均值 $\bar{D} = \rho \pi R^2 - 1$ 。

⑦ 节点工作在半双工状态, 同一时刻只允许一对节点进行通信; 如果出现冲突, 所有的冲突分组都会被丢弃, 即零捕获。

3. MOLSTR-TM 协议主要思路

MOLSR-TM 把拓扑维护状况感知和控制参数自适应调整协议引入 OLSR, 通过自适应的动态参数调整来增强节点对网络拓扑的了解和改善路由表项不全的现象; 同时在多信道的工作条件下, 根据剩余带宽进行信道选择; 用路由表项可用率作为指标来判断和感知当前节点对网络拓扑信息的维护状况; 根据路由表项可用率自适应地调整 OLSR 中 Hello 控制消息的发送频率和邻居表、拓扑表的刷新频率, 以提高网络性能。

4. MOLSTR-TM 协议的新机制

(1) 拓扑维护状况的感知

经典的 OLSR 中没有设计专门机制来感知节点内部拓扑信息的维护状况, 影响了 OLSR 对网络拓扑的掌握和对拓扑动态变化的适应, MOLSR-TM 对此进行了改进。MOLSR-TM 对拓扑维护状况的感知是通过路由表项可用率来完成的, 因为 OLSR 的路由表项是根据已知的网络拓扑信息运用 Dijkstra 协议得到的, 故路由表项的可用程度和维护拓扑信息的优劣程度一致。路由表项可用率用于表示路由表中的可用表项数占应有表项数的比率, 它反映了路由表项的可用情况。通常, 应有表项数等于网络节点总数减 1。

假设路由表项可用率为 K , 它的定义为

$$K = \frac{E_A}{T_N} \quad (2-20)$$

式中, E_A 表示可用的路由表项数, T_N 表示应有表项数, $T_N = N - 1$, N 为网络中的节点总数。

(2) 控制参数的自适应性调整

MOLSR-TM 设计了基于拓扑维护的自适应调整协议, 打破参数值不变的常规, 通过对这些控制参数值的自适应调整来加强节点对网络拓扑信息的维护, 达到提高协议性能的目的。MOLSR-TM 选取的控制参数包括 Hello 消息发送频率、邻居表和拓扑表刷新频率。调整规则为当拓扑维护状况好时, Hello 控制消息的发送速率和邻居表拓扑表的刷新频率低; 反之, 如果拓扑维护状况不好, 则提高 Hello 控制消息的发送速率和邻居表、拓扑表的刷新频率。这些参

数值的改变会影响拓扑更新信息的发送与保持,进而影响到节点对拓扑信息的维护,因此形成了一个自适应的闭环负反馈机制,如图 2-26 所示。改进后的机制使节点掌握网络拓扑的能力得到提高。

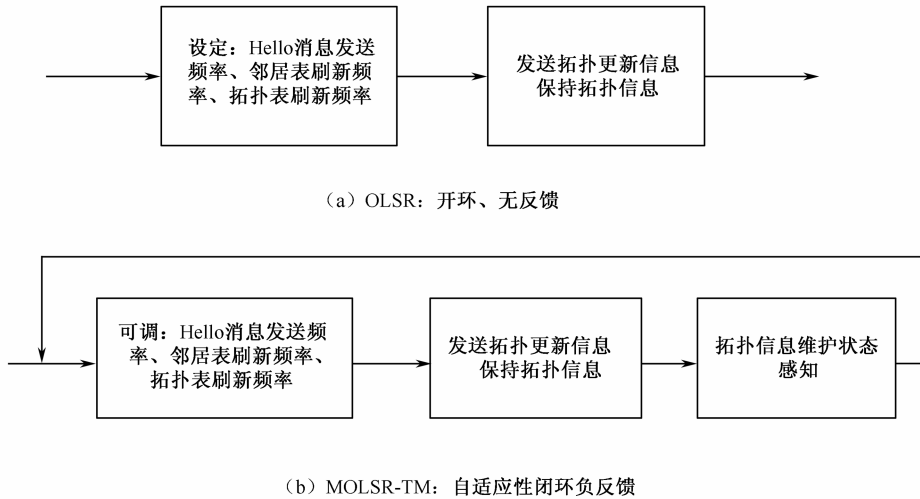


图 2-26 MOLSR-TM 的控制参数自适应调整协议

MOLSR-TM 的控制参数自适应调整协议流程如图 2-27 所示。具体操作步骤如下:

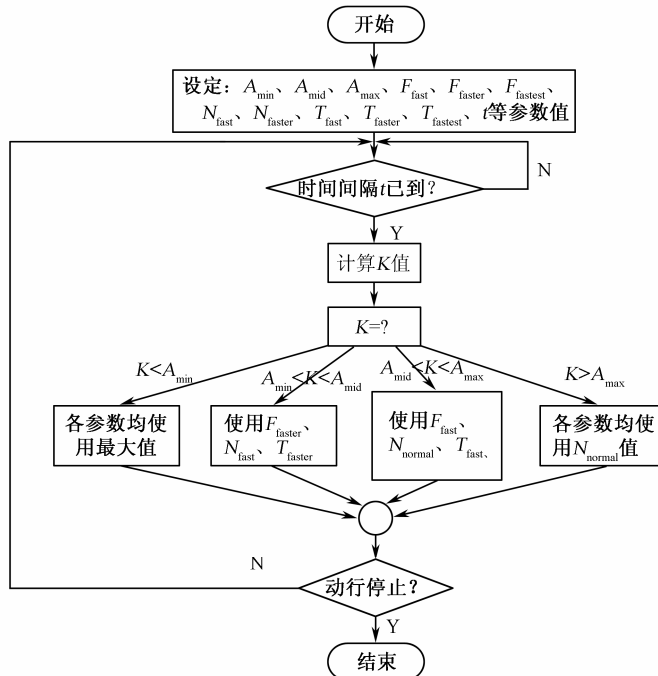


图 2-27 控制参数自适应协议流程

- ① 设定 3 个值 A_{\min} 、 A_{mid} 、 A_{\max} 作为路由表项可用率参数 K 的门限, $0 < A_{\min} < A_{\text{mid}} < A_{\max} < 1$ 。
- ② 设 Hello 消息发送频率为 F , 正常时为 F_{normal} , 另设 F_{fast} 、 F_{faster} 、 F_{fastest} , $0 < F_{\text{normal}}$

$<F_{\text{fast}} < F_{\text{faster}} < F_{\text{fastest}}$ 。

③ 设邻居表的刷新频率为 N ，正常时为 N_{normal} ，另设 N_{fast} 、 N_{faster} ， $0 < N_{\text{normal}} < N_{\text{fast}} < N_{\text{faster}}$ 。

④ 设拓扑表的刷新频率为 T ，正常时为 T_{normal} ，另设 T_{fast} 、 T_{faster} 、 T_{fastest} ， $0 < T_{\text{normal}} < T_{\text{fast}} < T_{\text{faster}} < T_{\text{fastest}}$ 。

⑤ 仿真开始 S 秒后启动自适应协议，每隔时间 t ，重算 K 值。

⑥ 根据设定的门限值对计算出的 K 值进行判断，并根据判断结果执行以下的相应操作：

如果 $K > A_{\text{max}}$ ，说明节点对网络拓扑掌握良好，各种参数均使用 **normal** 值。

如果 $A_{\text{max}} > K > A_{\text{mid}}$ ，说明掌握程度下降，使用 F_{fast} 、 N_{normal} 、 T_{fast} 。

如果 $A_{\text{mid}} > K > A_{\text{min}}$ ，说明掌握程度已恶化，则使用 F_{faster} 、 N_{fast} 、 T_{faster} 。

如果 $K < A_{\text{min}}$ ，说明掌握程度较差，使用 F_{fastest} 、 N_{faster} 、 T_{fastest} 。

(3) 多信道条件下基于剩余带宽的信道选择协议

MOLSR-TM 工作在 8 个相对独立的信道上，它在这 8 个信道上同时进行收发操作，每个信道都采用了 IEEE802.11 的 MAC 协议，节点在每个信道上的通信距离相同。为解决多个信道上的信道选择问题，MOLSR-TM 提出了一种基于剩余带宽的信道选择协议（见图 2-28）。该协议的核心思想是：选择之前统计所有信道的剩余带宽；根据信道剩余带宽的多少来选择信道，优先选择剩余带宽多的信道；如果信道的剩余带宽相等，则随机选取一个。剩余带宽的多少用 MAC 层发送缓冲区里的待发送数据量来表示，如果待发送数据量多，则说明剩余带宽少；反之，则剩余带宽多。

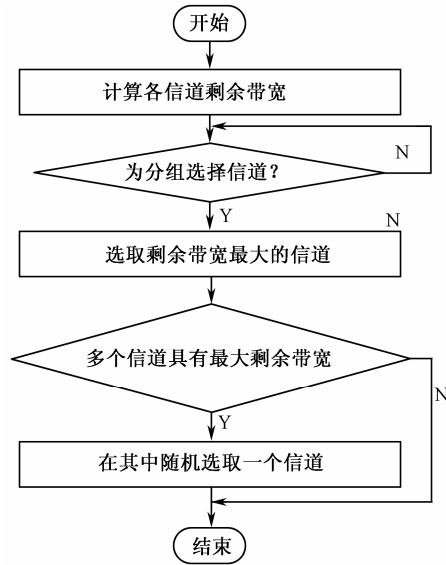


图 2-28 多信道条件下基于剩余带宽的信道选择协议

5. MOLSR-TM 协议基本操作

MOLSR-TM 的基本操作与 OLSR 类似，可分为路由信息交换、路由计算与选择、数据分组转发三部分，仍然采用 OLSR 采用的周期性路由信息交换、节点内部计算路由、数据分组在中间节点重新寻路和逐跳转发机制。与 OLSR 不同的是，MOLSR-TM 在其中的路由信息交换

部分加入了拓扑维护状况感知和控制参数自适应调整的操作,在数据分组转发部分增加了多信道条件下的信道选择操作。

6. 性能分析

路由协议性能的分析、评价和比较是一个重要而复杂的内容。因为 MOLSR-TM 是在 MOLSR (Multichannel OLSR, 多信道条件下的 OLSR) 的基础上改进、扩展而成,所以 MOLSR-TM 路由协议在一些性能上与 MOLSR 表现相同,而在分组端到端时延、分组传送成功率等方面则有所提高。具体分析如下。

(1) 收敛性能

MOLSR-TM 和 OLSR 一样,采用 Dijkstra 协议计算路由,因此收敛性能一致。Dijkstra 协议是一种能够迅速收敛和无环路的协议。如果节点掌握的网络拓扑中存在通往目的节点的路径, MOLSR-TM 就能在有限的时间内找到它;即使不存在所求路径, MOLSR-TM 的运算也会在有限的时间内停止。因此, MOLSR-TM 协议是收敛的,在运算过程中,不会产生环路 (Loop) 和无穷计算问题。

(2) 计算复杂度

计算复杂度主要包括通信复杂度和存储复杂度。设网络节点总数为 N , 网络直径为 L , 节点的平均度为 D , 路径 $P(s, d)$ 的平均跳数为 K 。网络中的每个节点都要广播 Hello 消息,它对消息复杂度的贡献为 $O(N)$; 每个被选为 MPR 的节点都要向全网广播 TC 消息, TC 消息会被转发到全网,在极端情况下 (每个节点都是 MPR) 对消息复杂度的贡献为 $O(NL)$, 因此,总的通信复杂度为 $O(N(L+1))$ 。MOLSR-TM 的节点保存了三张表: 邻居表、拓扑表和路由表, 它们的复杂度分别为 $O(D)$ 、 $O(N)$ 和 $O(N)$, 因此, MOLSR-TM 的总存储复杂度为 $O(2N+D)$ 。

(3) 网络拓扑维护的优劣程度

我们用路由表项可用率来表征节点维护其掌握的网络拓扑的优劣程度,路由表项可用率的定义请见公式 (2-20)。MOLSR-TM 加快控制消息的发送频率,有利于节点得到更多的网络拓扑信息,提高对拓扑的掌握程度,从而更好地维护拓扑。在公式 (2-20) 中, E_A 增大, T_N 不变,即路由表项可用率 K 增大,说明 MOLSR-TM 在拓扑维护方面优于 MOLSR。

(4) 数据传送成功率 S

$$S = \frac{P_A}{P_T} \quad (2-21)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, P_T 表示发送的分组总数。MOLSR-TM 能掌握更精确的网络拓扑,使可用的路由表项增加,能够为更多分组找到去往目的地的路由,在负载相同的情况下, P_T 不变,而 P_A 增大,即数据传送成功率 S 增大。

(5) 平均端到端时延 D

$$D = \frac{1}{N} \sum_{i=0}^N (rt_i - st_i) = \frac{1}{N} \left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right) \quad (2-22)$$

式中, N 表示成功传输的分组数, rt_i 表示第 i 个分组到达目的节点的时间, st_i 表示第 i 个分组的产生时间。MOLSR-TM 提高了节点掌握网络拓扑的能力,能为节点提供更多的网络拓扑信息,使分组更容易找到去往目的地的最短路径,因此能够缩短分组在节点中的等待时间,

在网络负载相同时, 分组到达目的节点所耗费的时间会更少。因此有 $\sum_{i=0}^N rt_i$ 减小, $\sum_{i=0}^N st_i$ 不变, N 不变, 可知 $(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i)$ 减小, 即 D 减小。

(6) 吞吐率 T (bits/s)

$$T = \frac{P_A}{T_S} \quad (2-23)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地分组所包含的比特数, T_S 表示有数据发送的仿真时间。相同业务模型、相同仿真时间内, MOLSR-TM 通过促进节点对网络拓扑的掌握而使到达目的地的分组数增加, P_A 增大, T_S 不变, 可以推出吞吐率 T 增大。

(7) 节点缓冲区数据分组数 L

该参数统计的是所有的节点缓冲区内存储的等待发送的数据包个数的总和。MOLSR-TM 在为分组寻路方面的能力优于 MOLSR, 因此, 负载相同时, 数据分组在节点内的停留的时间更短, MOLSR-TM 的节点中等待发送的数据分组数量会更少, L 减少。

2.3.2 基于源路由的并发多径表驱动路由协议

针对以表驱动路由协议为基础的多径路由协议, 在路由选择时考虑各节点的负载和网络拥塞问题, 我们提出了一种新的基于源路由的并发多径表驱动路由协议 SBMTR (Source-routing-Based Multipath Table-driven Routing) [27]。

1. 问题分析

移动 Ad Hoc 网络多径路由的研究, 已经开展了一段时间, 也有许多人员正在从事这方面的研究工作。长期的研究得到了不少研究成果, 一些适用于移动 Ad Hoc 网络的多径路由协议逐渐被提出。文献[28]介绍了 MSR (Multipath Source Routing), 一种由 DSR 扩展而来的, 根据往返时间在多径路由之间均衡分配业务流的多径路由协议; 文献[29]提出了 AOMDV (Ad hoc On-demand Multipath Distance Vector) 协议, 该协议在 AODV 的基础上扩展而成, 对多径的无环和链路不相交进行了专门处理; 文献[30]介绍了 AODV-BR (Backup Routing for AODV) 协议, 它为 AODV 添加了备份路由方案, 通过替代路径的使用增加了路由的健壮性。

但是, 从目前的情况来看, 大部分研究都集中于移动 Ad Hoc 网络按需路由协议, 已经提出的多径路由协议, 也多以按需路由协议为基础, 通过在路由查找过程中加入多径形成机制而得来; 而以表驱动路由协议为基础的多径路由协议, 则比较少见。例如, 上文提到的三篇文献里介绍的协议, 都是从按需路由协议改进而来的。作为与按需路由协议并列的一大类路由协议, 表驱动路由协议有它自身的特点, 这些特点有可能会为多径路由带来帮助, 因此, 以它为基础的多径路由协议值得研究; 另外, 许多已提出的多径路由协议将次要路径作为备份路由使用, 这种方式会使部分路径的作用得不到发挥, 有可能造成网络资源的浪费; 此外, 在同时使用多条路径传输数据的并发多径路由协议中, 以负载均衡作为业务流调度原则的方式也不多见。

2. SBMTR 路由协议主要思路

SBMTR 路由协议提出了一种多重 Dijkstra 算法,能够直接在节点内部计算出源、目的节点对之间的多条不相交路径,不用消耗额外的网络带宽资源;同时使用多条路径并行发送数据分组,在最小跳数路径上使用逐跳路由,而在其他路径上使用源路由,解决有可能出现网络资源浪费的问题;在业务流调度方面,SBMTR 路由协议选用了负载均衡的原则以增加网络吞吐量。

3. SBMTR 路由协议的新机制

(1) 周期性交换的路由信息中携带负载信息

传统的移动 Ad Hoc 网络表驱动路由协议在周期性交换路由信息时,路由信息中只包含局部或全网的拓扑状态信息,对于网络节点的负载情况,则没有相应的发布机制。节点通过路由信息交换可以寻找到去往目的地的路由,但却无法了解各条路由上的负载轻重情况,无法避开拥塞严重的路由。因此,SBMTR 将节点网络层缓冲区的等待发送分组的数量附加到网络拓扑信息上一起广播到全网,使网络中的节点通过内部计算为分组找路时,不仅可以找到所需的路由,还能了解到该路由的负载状况,这就有利于选择一条负载较轻的路由,为实现负载均衡创造了条件。携带负载信息的具体实现方法是在 Hello 消息和 TC 消息中分别设置了“节点负载”字段,用于存放本节点网络层发送缓冲区当前等待发送的分组数。

(2) 多重 Dijkstra 算法

多重 Dijkstra 算法在 SBMTR 的多径路由生成阶段使用,它是在经典的 Dijkstra 算法基础上改进而成的,能够根据网络拓扑计算出多条从源节点通往目的节点的不相交路径。其计算步骤如下:

① 节点获得网络拓扑信息之后,首先运用经典的 Dijkstra 算法,计算出一条通往某个目的节点的、具有最小跳数的路径。

② 如果使用经典的 Dijkstra 算法无法计算出到目的节点的路径,说明当前该目的节点不可达,则停止计算。

③ 计算出到某个目的节点的最小跳数路径之后,在网络拓扑图的节点集合中将该路径中包含的所有中间节点剔除,生成一个新的网络拓扑图,如果存在通往目的节点的更多路径,这些路径必存在于此新的网络拓扑图中。

④ 在新的网络拓扑图中使用经典的 Dijkstra 算法,寻找一条通往目的节点的最小跳数路径;如果能够得到,则说明多路径存在;否则说明不存在通往目的节点的多路径,停止计算。

⑤ 可以根据需要重复步骤①~④,寻找更多通往目的节点的路径。

多重 Dijkstra 算法不仅可以计算出最小跳数路径,还可以方便地计算出更多的次小跳数的分离路径;而且,生成多条路径的计算过程全在节点内部进行,没有为网络带宽增加任何的额外负担,这对于网络带宽非常紧张的移动 Ad Hoc 网络尤其重要。

(3) 基于源路由的多径并行传输

多径并行传输能够减轻单一路径上的负载,改善拥塞状况,提高网络的吞吐量,降低数据分组的端到端时延,因此,SBMTR 使用了多径并行传输的方式。但在多条路径同时传输数据分组的过程中,当不同路径通过相同的中间节点或者中间节点互为邻居时,会产生路由耦合问题,对数据传输形成干扰。为了减轻路由耦合的影响,SBMTR 在第一条路径,即最小跳数路径上采用传统的表驱动路由协议所使用的转发方法,由中间节点自主确定下一跳节点,逐跳转

发；而在其他路径，即次小跳数路径上采用源路由方式，由源节点确定所有的中间节点，并将整条路径的信息装入数据分组头部，中间节点根据该头部信息来确定是否转发以及如何转发，如图 2-29 所示。

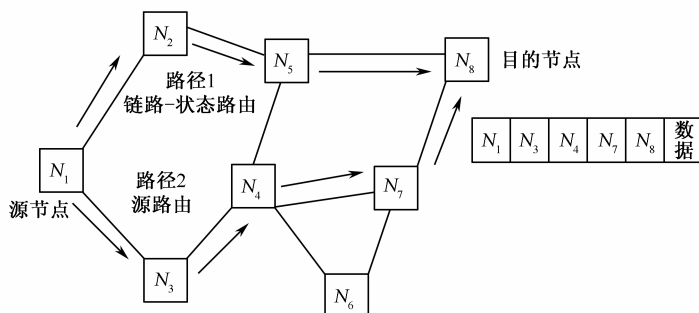


图 2-29 基于源路由的两径并行传输

4. SBMTR 路由协议的基本操作

SBMTR 路由协议的基本操作包括路由信息交换、多径路由生成和数据转发三个部分，如图 2-30 所示。

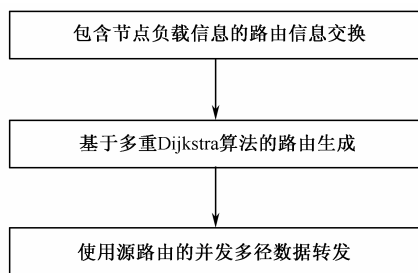


图 2-30 SBMTR 协议组成

(1) 包含节点负载信息的路由信息交换

SBMTR 在全网范围内进行周期性的路由信息交换，以使节点及时了解 and 更新网络拓扑及路由状态信息。SBMTR 借鉴了 OLSR 路由协议的路由信息交换方式并进行了扩展：网络中的每个节点周期性地向邻居节点广播自己的邻居信息，并在全网范围内广播自己所知道的网络拓扑信息和自己网络层的负载情况（等待发送的分组数），具体步骤如下：

① 节点在 1 跳的范围内周期性地广播 Hello 消息，其中包含自己知道的所有 1 跳邻居节点的地址和状态、本节点网络层数据缓冲区等待发送的分组数。

② 被选为 MPR (Multipoint Relay, 多点中继) 的节点在全网范围内周期性地广播 TC 消息，其中包含本节点网络层数据缓冲区等待发送的分组数，以及把自己作为 MPR (Multipoint Relay, 多点中继) 的节点的地址。MPR 节点按照以下方法产生：一个节点的 MPR 节点是它的 1 跳邻居节点的一个子集，节点要和它的所有 2 跳邻居节点通信，必须依靠该子集中的节点来中继。

③ 节点收到 Hello 消息和 TC 消息后，根据这两种消息所携带的节点连接信息来构建自己的网络拓扑表。从 Hello 消息携带的链路状态信息中，节点能够得知自己是否是邻居节点的

MPR 节点, 如果是, 则在收到邻居节点发来的 TC 消息时, 需要对该 TC 消息进行转发。

(2) 基于多重 Dijkstra 算法的多径路由生成

网络中各节点在通过路由信息交换步骤获得网络拓扑信息和负载信息后, 在节点内部运行多重 Dijkstra 协议计算从源节点到目的节点的多条路径, 同时计算各条路径的路径负载, 以便于在进行业务流调度时作为选择路径的参考。多径路由生成的具体步骤为:

① 网络中各节点在通过路由信息交换步骤获得网络拓扑信息和负载信息后, 在节点内部运用多重 Dijkstra 协议计算从源节点到目的节点的可能存在的多条路径;

② 分别将各条路径上节点的负载相加, 作为该路径的负载, 以便于进行业务流调度时作为选择路径的参考。

(3) 使用源路由的并发多径数据转发

数据转发阶段的操作主要包括路径选择、业务流调度、分组在并行路径上的同时传输等。路径选择和业务流调度直接决定了各条路径上的负载轻重, 对于负载均衡的效果至关重要; 分组在并行路径上的同时传输能够体现多路径传输吞吐量大的优点。数据转发阶段的具体步骤为:

① 在路由生成阶段得到了各条路径的路径负载之后, 节点对来自上层的分组按照到达时间的先后依次处理。

② 如果存在通往目的节点的多条路径, 则节点比较各条路径的路径负载, 选一条负载较轻的路径, 将数据分组发送出去。

③ 如果数据分组在第一条路径, 即最小跳数路径上传送, 则采用传统的表驱动路由协议所使用的转发方法, 由中间节点自主确定下一跳节点, 逐跳转发。

④ 如果数据分组在其他路径上转发, 则采用源路由方式, 由源节点确定所有的中间节点, 并将整条路径的信息装入数据分组头部, 中间节点根据该头部信息来确定是否转发以及如何转发。

⑤ 源节点发送分组时按照数据分组到达的先后进行, 目的节点收到数据分组后, 由其上层进行分组顺序的调整工作。

路径选择和业务流调度的原理如下。

需要发送业务分组的移动节点在节点内部按照最小跳数原则计算出两条以上 (如果存在的话) 通往目的地的不相交路径 $p1 = \langle s, u_{11}, \dots, u_{1m}, d \rangle$ 、 $p2 = \langle s, u_{21}, \dots, u_{2n}, d \rangle$ 、 \dots , 其中 s 代表源节点, d 代表目的节点, u 代表不同路径上的中继节点, m 代表路径 $p1$ 上的第 m 个中继节点, n 代表路径 $p2$ 上的第 n 个中继节点, 且 $m \leq n$;

将各条路径上各中继节点的网络层内等待发送的分组数分别相加, 得到表征路径负载的量

$$L_{p1} = \sum_{k=u_{11}}^{u_{1m}} w_k, L_{p2} = \sum_{k=u_{21}}^{u_{2n}} w_k, \dots, \text{比较 } L_{p1} \text{ 和 } L_{p2}, \dots, \text{如果 } L_{p1} \text{ 小于其他路径负载量, 则将业务分}$$

组放到第一条路径上传送, 该路径上的各中继节点在转发业务分组时独立选取最小跳数的路径, 逐跳转发; 如果 L_{p1} 大于其他路径的路径负载量, 则将业务分组放到其他路径中路径负载量最小的一条路径上, 源节点事先将所有中继节点 (u_1, \dots, u_n) 写入业务分组头部, 用源路由方式转发。这样, 既能够根据不同路径的负载情况进行动态负载均衡, 又可以保证各条路径不会交叉或者重合, 有利于避免路由耦合。

5. 性能分析

具有负载均衡作用的多径机制使 SBMTR 路由协议在时延、吞吐量、成功率等多个性能上

表现良好。本节以 OLSR 协议为参照对这些性能做具体分析。

(1) 平均端到端时延 D

$$D = \frac{1}{N} \sum_{i=0}^N (rt_i - st_i) = \frac{1}{N} \left(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i \right) \quad (2-24)$$

式中, N 表示成功传输的分组数, rt_i 表示第 i 个分组到达目的节点的时间, st_i 表示第 i 个分组的产生时间。SBMTR 通过业务流调度均衡了网络负载, 缓解了拥塞, 因此在网络负载不变的情况下, 数据分组会更容易到达目的地, 有 $\sum_{i=0}^N rt_i$ 减小, $\sum_{i=0}^N st_i$ 不变, N 不变, 则可以得到 $(\sum_{i=0}^N rt_i - \sum_{i=0}^N st_i)$ 减小, 即平均端到端时延 D 减小。

(2) 吞吐率 T (packets/s)

$$T = \frac{P_A}{T_S} \quad (2-25)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, T_S 表示有数据发送的仿真时间。SBMTR 同时在多条路径上传输数据, 更充分地利用了网络带宽资源; 均衡网络负载, 使部分分组避开较拥塞的路径, 更容易到达目的地。因此, 与 OLSR 相比, 有: P_A 增加, T_S 不变, 得到吞吐率 T 增加。

(3) 数据传送成功率 S

$$S = \frac{P_A}{P_T} \quad (2-26)$$

式中, P_A 表示成功到达目的地的分组数, P_T 表示发送的分组总数。在分组到达率相同的情况下, 成功率与吞吐率成正相关关系。SBMTR 使网络吞吐率增加, 因此有: P_A 增加, P_T 不变, 可推出数据传送成功率 S 增大。

(4) 节点最大负载 L

$$L = \max(L_i) \quad (2-27)$$

SBMTR 协议用节点发送缓冲区的待发送分组数来等效表示节点的负载。 L_i 表示网络中第 i 个节点的网络层发送缓冲区存储的最大待发送分组数, $i \in (0, N-1)$, N 为网络节点总数。SBMTR 根据负载轻重来调度业务流, 能够减少经过重载节点的业务分组数, 因此会使重载节点网络层发送缓冲区存储的待发送分组数下降, 所以 L 减少。

(5) 网络等效剩余能量 E

$$E = \min(1 - \frac{B_{is}}{B_{iT}}) = 1 - \max(\frac{B_{is}}{B_{iT}}) = 1 - \frac{\max(B_{is})}{B_T} \quad (2-28)$$

此处用网络中能量消耗最多的节点所剩余的能量表征网络的等效剩余能量。 B_{iT} 表示网络中第 i 个节点能够发送的比特 (bit, 位) 总数, B_{is} 表示第 i 个节点已经发送的比特数, B_T 是节点能够发送的比特总数的统一设定值。由于准确表征网络节点能量较困难, 本文采用了一种等效的方法: 将节点能量换算为能够发送和接收的比特总数, 如果达到了这个数值, 则假定节点能量已用完, 不再工作。SBMTR 能够减少重载节点负担, 重载节点发送的比特数因此减少, 所以, $\max(B_{is})$ 降低, $(1 - \max(B_{is})/B_T)$ 增加, 则 E 增加。

2.4 移动 Ad Hoc 网络路由协议的应用

与移动 Ad Hoc 网络的应用同样, 移动 Ad Hoc 网络路由协议目前也主要应用在军事领域。1991 年美军推出了 MIL-STD-188-220A^[31]标准, 在随后的几年对该协议进行仿真和模拟, 并在 1998 年推出了改进版本 MIL-STD-188-220B (简称 220B), 它是美国国防部提出的用于美军国防部在 C4I 系统之间利用数字信息传输设备 (DMTD) 进行信息交换的标准。220B 以 DSDV 路由协议为基础, 应用在军事移动网——无线分组网 Ad Hoc 网络战术通信中, 最典型的例子是美军在 220B 协议的基础上组建了全球第一个数字化机动步兵师, 该师在 2003 年的伊拉克战争中发挥了巨大的作用。

目前, 美国陆军使用的战术互联网就是利用 Ad Hoc 网络技术对无线电系统进行改进, 最终组成一个包括指挥、控制、态势感知于一体的战术通信网络^[32]。美国陆军旅一级战术通信网络主要包括互联网控制器、战术通信网网关、单信道地面机载无线系统、数字化电台、增强型位置报告系统、师级移动用户终端和战术分组网。各战斗电台网通过互联网控制器接入增强型位置报告系统。战术互联网支持 UDP/TCP 传输协议, 各系统之间通过 IP 协议互联。战术通信网由多个自治系统组成, 自治系统内部采用 OSPF 路由协议, 自治系统之间采用 BGP-4 路由协议。

美军的近期数字无线电视台网络 NTDR 的工作频段为 225~400 兆赫、频率网格式为 0.625 兆赫, 能够组成自适应通信网络, 支持 IP 数据业务, 是美军的战术无线电台^[32]。NTDR 电台在战场环境下, 可以根据作战的需要自动地组织成一个两层的动态网络。动态网络将 NTDR 电台划分为若干个群, 每个群由若干成员和一个簇首组成。簇内数据直接在节点之间传递, 簇间通信借助于簇头, 节点维护簇内路由表, 簇间路由采用 OSPF 协议; 簇首网关交换路由 CGSR 协议以 DSDV 为基础。

JTRS 联合战术无线网系统中采用了移动 Ad Hoc 网络组网技术^[33]。JTRS 是美国国防部在 1996 年提出构建的联合战术无线系统, 主要应用于美军师、旅及旅以下作战部队。有多种 Ad Hoc 网络路由协议及变种被建议用于 JTRS 系统, 包括 LANMAR、OLSR 以及 AODV 等路由协议, 它们都满足 JTRS 联合计划办公室所要求的 JTRS 网络路由协议所需要支持的服务: 自组织和网间路由。AODV 路由协议是较适合 JTRS 的路由协议, 它能够在多个节点之间快速动态, 获得自启动的多跳路由, 并利用目的序列号来确保无环路由。

参考文献

- [1] E. M. Royer, C.K. Toh. A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks[J]. IEEE Personal Communications, Apr. 1999, 6(2): 46~55.
- [2] X. Hong, K. Xu, M. Gerla. Scalable Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks[J]. IEEE Network, Jul. 2002, 16(4):11~21.
- [3] C. Kee, B.W. Parkinson. Wide Area Differential GPS (WADGPS): Future Navigation System[J].

- IEEE Transactions on Aerospace and Electronic Systems, Apr. 1996, 32(2):795~808.
- [4] C. E. Perkins, P. Bhagwat. Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers[C]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, London, Aug. 1994, 24(4): 234~244.
- [5] C. E. Perkins, E. M. Royer. Ad-hoc On-demand Distance Vector Routing[C]. Second IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, New Orleans, Feb. 1999: 90~100.
- [6] T. Clausen, P. Jacquet, C. Adjih, et al. Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc networks[C]. IEEE International Multi Topic Conference, Lahore, Dec. 2001: 62~68.
- [7] Z.J. Haas, M.R. Pearlman, P. Samar. The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks[J]. Draft-Ietf-Manet-Zrp-04.txt, 2002.
- [8] B. Karp, H.T. Kung. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks[C]. 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, Boston, Aug. 2000: 243~254.
- [9] B N, Karp. Geographic Routing for Wireless Networks[D]. Harvard University Cambridge, Massachusetts, Master Thesis, USA, 2000:46~57.
- [10] B, Karp, Kung H T. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks[C]. Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, Boston, USA, Aug. 2000: 243~254.
- [11] 黄骥. GLFR: 一种新型的基于地理位置信息的 Ad Hoc 网络路由协议[D]. 暨南大学, 硕士学位论文, 广州, 2007:26~36.
- [12] S. Singh, M. Woo, C.S. Raghavendra. Power-aware Routing in Mobile Ad Hoc Networks[C]. Proceedings of the 4th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Dallas, Oct. 1998: 181~190.
- [13] Z. Ren, J. Su, W. Guo. A Cross-layer AODV Routing Protocol[C]. IEEE International Conference on Mechatronics and Automation, Niagara Falls, Jun. 2005, 4: 2150~2155.
- [14] 任智, 郭伟, 周懿. 一种跨层的无线移动 Ad Hoc 网路由协议[C]. 军事信息学术会议, 2004.10, 长沙, 514~519.
- [15] 任智, 郭伟, 周懿. 一种跨层优化 AODV 路由协议的方法[C]. 2004 中国西部青年通信会议, 2004.11, 成都, 38~42.
- [16] 任智, 郭伟, 刘军, 等. 基于跨层协同设计的 Ad Hoc 按需定向路由协议[J]. 计算机科学, 2006, 33(5): 39~42.
- [17] 任智, 郭伟. 基于跨层设计的自组网定向路由方法 [P]. 中国发明专利, ZL200510021538.1, 2005.8.
- [18] C Ware, Wysocki T, Chicharo J. Hidden Terminal Jamming Problems in IEEE 802.11 mobile Ad Hoc networks[C]. IEEE International Conference on Communications, Beijing, Jun. 2001: 261~265.
- [19] J S. Pathmasuntharam, Das A, Gupta A K. Channel Assignment for Ifying the Critically Exposed Node Problem in Ad Hoc Wireless Networks[C]. First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, Santa Clara, California, Oct. 2004: 537~546.
- [20] Y. Zhou, Nettles S M. Balancing the Hidden and Exposed Node Problems with Power Control

- in CSMA/CA-based Wireless Networks[C]. IEEE Wireless Communications and Networking Conference, New Orleans, Louisiana, Mar. 2005, 2: 683~688.
- [21] L, Huang, Chen H, Sivakumar T, et al. Cross-layer Optimized Routing for Bluetooth Personal Area Network[C]. 13th IEEE International Conference on Computer Communications and Networks, Chicago, Oct. 2004: 155~160.
- [22] Y, Fang, McDonald A B. Dynamic Codeword Routing (DCR): a Cross-layer Approach for Performance Enhancement of General Multi-hop Wireless Routing[C]. First Annual IEEE Communications Society Conference on Sensor and Ad Hoc Communications and Networks, Santa Clara, California, Oct. 2004: 255~263.
- [23] A, Nasipuri, Mandava J, Manchala H, et al. On-demand Routing Using Directional Antennas in Mobile Ad Hoc Networks[C]. Ninth IEEE International Conference on Computer Communications and Networks, San Antonio, Feb. 2000: 535~541.
- [24] 任智. 移动 Ad Hoc 网络路由协议及协议研究[D]. 电子科技大学, 博士学位论文, 成都, 2005:101~103.
- [25] 任智, 郭伟, 周懿. 基于拓扑维护的自适应多信道 Ad Hoc 路由协议[J]. 计算机科学, 2006, 33(5): 32~34.
- [26] Z. Ren, Y. Zhou, W. Guo. An adaptive multichannel OLSR Routing Protocol Based on Topology Maintenance[C]. IEEE International Conference on Mechatronics and Automation, Canada, Jul. 2005, 4: 2222~2227.
- [27] 任智, 郭伟. 基于负载均衡的自组网并行多径路由方法[P]. 中国发明专利, ZL200510021537.7, 2005.8.
- [28] L, Wang, Shu Y, Dong M, et al. Adaptive Multipath Source Routing in Ad Hoc Networks[C], IEEE International Conference on Communications. Beijing, Jun. 2001, 3: 867~871.
- [29] M K, Marina, Das S R. On-demand Multipath Distance Vector Routing in Ad Hoc Networks[C]. Ninth International IEEE Conference on Network Protocols, California, Nov. 2001: 14~23.
- [30] S J .Lee, M .Gerla. AODV-BR: Backup Routing in Ad Hoc Networks[C]. IEEE Wireless Communications & Networking Conference, Chicago, Sep. 2000: 1311~1316.
- [31] 李赞. 基于军用移动通信系统的动态路由协议——协议、协议及仿真[D]. 电子科技大学, 硕士学位论文, 成都, 2005:34~38.
- [32] 肖修吉. Ad Hoc 网络路由协议在军队作战中的应用研究[D]. 兰州大学, 硕士学位论文, 兰州, 2010:56~57.
- [33] 王恩惠. AODV 协议及其在军用 MANET 中性能的分析与研究[D]. 南京理工大学, 硕士学位论文, 南京, 2007:45~46.

第 3 章

无线传感器网络路由协议及其应用



作为无线网络的一种重要形式，无线传感器网络目前成为了研究的热点。路由协议是无线传感器网络的关键技术之一，路由协议性能的好坏在很大程度上决定了网络的性能。本章将介绍典型的无线传感器网络路由协议及其改进研究，并简要介绍无线传感器网络路由协议在实际中的应用。

3.1 概述

在传统的无线网络中，路由协议的主要任务是减少数据传输时延，提高网络利用率，避免通信拥塞等^[1]。但由于无线传感器网络自身的特点，如传感器节点能量有限、计算和存储能力差等，传统无线网络的路由协议不能直接应用在无线传感器网络中，必须根据无线传感器网络自身的特性来设计合适的路由协议^[2]。

无线传感器网络路由协议与传统无线网络的路由协议有以下几个方面区别。

① 节点能量有限。在传统无线网络的路由协议设计中，选择最优路径时，通常只考虑数据从源节点到达目的节点之间的时延问题，而很少甚至不考虑能量的消耗问题。而由于无线传感器网络中的节点尺寸小、成本低、通信能力差、携带能量少等特点，无线传感器网络中路由协议设计的核心和目标是延长整个网络的寿命。

② 基于局部的网络拓扑信息。在无线传感器网络的路由协议设计中，通常采用多跳的方式传输数据以节省数据发送消耗的能量，由于无线传感器节点的存储能力和计算能力有限，所以节点在路由选择时只能依靠局部的拓扑信息^[3]。

③ 应用相关。无线传感器网络的应用环境差别极大，所以需要为每个具体的应用设计专用的路由协议。

3.1.1 路由协议在无线传感器网络架构中的地位 and 作用

无线通信协议是无线传感器网络中节点互连与信息传输的核心技术,无线传感器网络路由协议负责在网络中建立并维护节点之间的路由,从而为报文的转发提供指导性信息。在无线传感器网络中,网络层采用的路由协议对无线传感器网络性能的好坏起到决定作用。路由协议在无线传感器网络中主要起到两大作用:第一是寻找源节点和目的节点的优化路径;第二是将数据分组沿着优化路径正确转发。

由于无线传感器网络具有与应用高度相关的特点,故其路由协议同样具有多样性的特点。好的无线传感器网络路由协议应具备以下特点^[4]。

① 针对能量高度受限的特点,高效利用能量几乎是设计的第一策略。

② 针对包头开销大、通信耗能、节点有合作关系、数据有相关性、节点能量有限等特点,采用数据聚合、过滤等技术。

③ 针对流量特征、通信耗能等特点,采用通信量负载平衡技术。

④ 针对节点少移动的特点,不维护其移动性。

⑤ 针对网络相对封闭、不提供计算等特点,只在汇聚节点考虑与其他网络互连。

⑥ 针对网络节点不常编址的特点,采用基于数据或基于位置的通信机制。

⑦ 针对节点易失效的特点,采用多路径机制。

由于无线传感器网络不同于传统的无线网络,在设计具体的路由协议时,可以从以下几个方面来衡量路由协议的性能。

① 能量高效。由于传感器节点本身携带的能量少,且不能二次充电,无线传感器网络路由协议在选择下一跳时不仅要考虑下一跳的能量,而且要考虑全网能耗均衡,以延长网络生命周期为主要目标。

② 可扩展性。无线传感器网络不同应用场景的网络规模不一样,而且网络拓扑结构容易改变,因此要求路由协议具有可扩展性,能够满足不同的应用和拓扑的改变。

③ 鲁棒性。在无线传感器网络中,由于传感器节点能量有限,节点容易能量耗尽而死亡,而且传感器节点成本低容易失效,所以在设计路由协议时要保障网络的鲁棒性。

在实际应用中,往往难以兼顾上述所有的设计目标,因此对于具体的无线传感器网络应用,应针对具体的要求对整体设计进行各方面的权衡,以实现网络效用最大化。

3.1.2 典型的无线传感器网络路由协议简介

目前,研究人员已经提出了许多针对无线传感器网络的路由协议,可以从不同的角度对它们进行分类。从路由发现策略的角度,可分为主动路由协议和响应路由协议两种类型;根据网络管理的体系结构,可以分为平面路由协议和分簇路由协议;根据有无路由表,可以分为有路由表型和无路由表型;根据路由协议使用的对象不同,可以分为查询路由和汇聚路由;根据路由协议的操作特点,还可以分为 QoS 路由、安全路由和多径路由等。由于分类标准的不同,同一路由协议可能隶属于不同的分类。下面介绍 6 种典型的无线传感器网络路由协议。

1. LEACH 路由协议

LEACH (Low-Energy Adaptive Clustering Hierarchy) 是最早提出的分簇路由协议^[5]。也是 WSN (Wireless Sensor Network) 中经典的分簇层次型路由协议。分簇路由协议具有以下几个优点。

① 成员节点只在簇头分配的时隙内打开通信模块, 收集数据并把数据发送给簇头节点, 剩余大部分时间关闭通信模块, 同时簇成员节点只把数据短距离传送给簇头, 这样不仅能够保证覆盖范围内的通信, 也在很大程度上节省了网络的能量消耗。

② 簇头节点将接收到的簇成员的数据进行融合处理, 然后再发送给汇聚节点, 减少了网络中传输的数据量^[6]。

③ 分簇的拓扑结构相对于平面拓扑结构具有较好的扩展性, 更适合大规模网络^[7]。

④ 簇内成员节点的功能比较简单, 不需要维护复杂的路由信息^[8]。

网络被划分为簇, 每个簇由一个簇头节点和多个簇成员组成, 如图 3-1 所示。簇头节点的作用主要有: 管理和控制簇成员节点, 协调簇内节点之间的工作, 收集、融合成员节点的数据和簇间数据的转发^[9]。

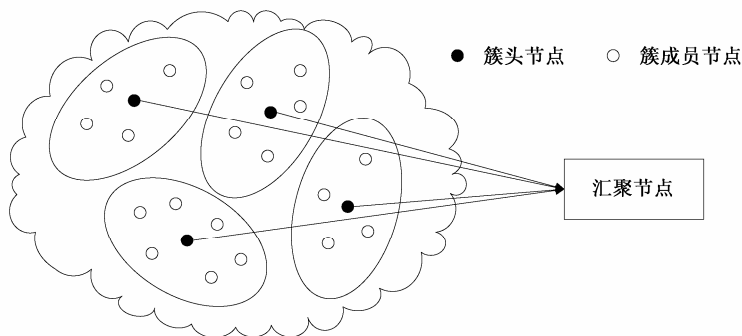


图 3-1 分簇路由协议拓扑结构

LEACH 的操作过程是按轮进行的, 每一轮可以分为簇头选取、簇的形成和簇的路由三个阶段。其后的分簇路由协议一般由这三部分组成。其中簇头产生是形成簇的基础, 簇的路由依赖簇的结构。这三部分是无线传感器网络分簇路由协议涉及的关键技术, 三者相互独立, 却紧密联系。

1) 基本思路

LEACH 路由协议的基本思想是: 提出“轮”(Round)的概念, 每一轮即一个循环, 每个循环以随机的方式选择簇首节点 (Head Node), 普通的节点将数据传输到簇首节点上, 簇首节点和基站 (Base Station) 通信, 节点周期性、等概率随机自举为簇头, 将整个网络的能耗平均分配到每个节点上, 从而可以均衡网络能量消耗, 延长网络的生存周期。

2) 主要步骤

LEACH 协议是分轮 (Round) 运行的, 每轮主要分为两个阶段: 周期性簇的建立阶段和稳定的数据通信阶段。为了减少协议开销, 稳定阶段的持续时间要长于簇的建立阶段。LEACH 每一轮的工作流程如图 3-2 所示。

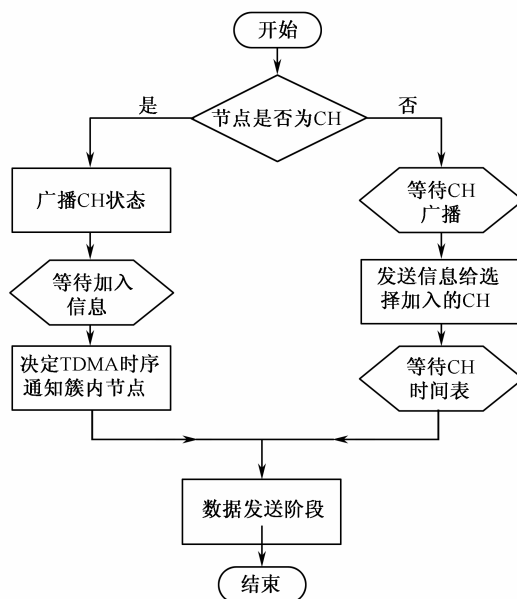


图 3-2 LEACH 协议中每轮工作流程

在簇头产生阶段，每个节点在 $0 \sim 1$ 选择一个随机数，如果随机数小于门限值 $T(n)$ ，则该节点被自举为簇头。 $T(n)$ 的定义如式 (3-1) 所示：

$$T(n) = \begin{cases} \frac{P}{1 - P[r \bmod (1/P)]}, & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-1)$$

式中， P 值为网络中簇头节点占总节点数量的百分比，这个值在网络初始化时设置，在 LEACH 中该值设置为 0.05； r 为没有当选过簇头的轮数； G 是当前 $1/P$ 轮没有当选过簇头的节点的集合。在该式中，网络中节点以概率 P 自举为簇头。若节点在当前 $1/P$ 轮中当选过簇头，则在该轮中不能再次被选为簇头节点。随着网络的运行，没有当选过簇头的节点成为簇头的概率增加。当轮数为 $1/P - 1$ 时，当前 $1/P$ 轮没有当选过簇头的节点以概率 1 成为簇头节点。

当选为簇头的节点使用同样的功率向网络中其他节点广播簇头公告信息。在簇头广播阶段，非簇头节点打开接收机接收簇头节点的广播信息。当收到簇头节点的公告信息后，非簇头节点选择位置最近的簇头作为自己该轮的簇头节点，并向该簇头节点发送加入信息。然后，簇头节点为簇成员节点分配 TDMA 时隙，并把时隙信息以广播的形式发送给簇成员节点。

在数据传输阶段，簇成员节点在分配的时隙内把采集到的数据发送给簇头节点，簇头节点把簇内的数据融合处理后再将信息传送给汇聚节点，汇聚节点将数据传送给监控中心来进行数据的处理。稳定阶段持续一段时间后，网络重新进入簇的建立阶段，进行下一轮的簇重建，不断循环。

3) 特点分析

LEACH 路由协议中，采取分簇的分层设计思想，簇首节点在接收到簇内节点的数据后会对数据信息进行融合，减少了数据量的同时也节约了能量。每个节点以等概率成为簇头，把网络的能量消耗分配在每一个节点上，均衡了网络能量消耗，延长了网络寿命。但在选举簇头时，

没有考虑节点的剩余能量。当节点剩余能量少时,依然有机会成为簇头,这样加速了节点的死亡。簇首节点选取的随机性会导致在整个区域内簇首节点分布不均匀,簇内节点在选取所要加入簇的时候按照就近原则,会出现极大簇和极小簇的情况。簇头节点直接把数据发送给汇聚节点增加了簇头节点的负担。

2. SPIN 路由协议

SPIN (Sensor Protocol for Information via Negotiation) 协议^[10]是一种以握手为基础的路由协议,通过使用节点间的协商制度和资源自适应机制,能够解决传统协议中出现的内爆、重叠现象,以及盲目使用资源问题。

1) 基本思路

SPIN 协议的基本思想是以元数据 (meta-data) 来对原始数据进行命名,在发送完整的监测数据之前,先利用元数据与邻居节点进行通信与协调,只有当邻居节点需要数据时才发送监测数据。因此 SPIN 协议通常也被称为基于协商的路由协议。在 SPIN 协议中,无线传感器节点在转发数据分组时,同时还要考虑到能量的因素,当自身能量低于阈值时,会减少该节点参与通信的机会。

SPIN 协议中有三种类型的数据包: ADV、REQ 和 DATA,基本的 SPIN 通过如下三次“握手”完成信息交互:

① 要发送数据的节点用包含元数据的 ADV 消息向相邻节点通告。ADV 消息比实际的数据长度要短。如果相邻节点中没有需要该信息的节点,发送 ADV 进行探测消耗的能量比直接发送数据要小。

② 收到 ADV 消息后,如果对 ADV 中描述的信息感兴趣并且此前没有请求过该信息,则发送 REQ 消息提出要求。

③ 源节点收到 REQ 后,向发送 REQ 的节点发送数据。

2) 主要步骤

SPIN 协议的具体过程是:当传感器节点获得新的数据 DATA,它广播 ADV 消息给邻居节点,其中 ADV 中包含新数据 DATA 对应的元数据,元数据长度远小于 DATA 的长度。当收到 ADV 消息,邻居节点判断自己是否接收或请求过元数据对应的数据,若没有,则向源节点发送 REQ 消息,请求源节点发送数据。源节点将原始数据 DATA 发送给该邻居节点。接收到源节点发送的数据后,该邻居节点发送代表新数据 DATA 的 ADV 给邻居节点,直到网络中所有对该新数据感兴趣的节点收到该数据。图 3-3 为 SPIN 协议两跳数据传输过程。其中图 3-3 (a)、图 3-3 (b)、图 3-3 (c) 分别为源节点 A 发送 ADV, B 节点发送 REQ, A 节点发送数据 DATA 的过程。当 B 接收到数据后,向邻居节点发送 ADV,重复图 3-3 (a)、图 3-3 (b)、图 3-3 (c) 的过程。

3) 特点分析

SPIN 协议减少了网络中的冗余数据,且通过引入元数据减少网络能量消耗,延长了网络生存时间。但是协议的扩展性差,节点间能耗不均匀。采用这种机制不能保证数据的传递性,产生这种结果有两种可能:一种是由于邻居节点自身能量的原因,不愿转发新的数据,使数据无法传输;另一种是对信息感兴趣的节点远离源节点,使数据也无法传到目的地。因此造成了

能量浪费,降低了数据投递率,增加了传输延时,以至影响整个网络的信息收集。

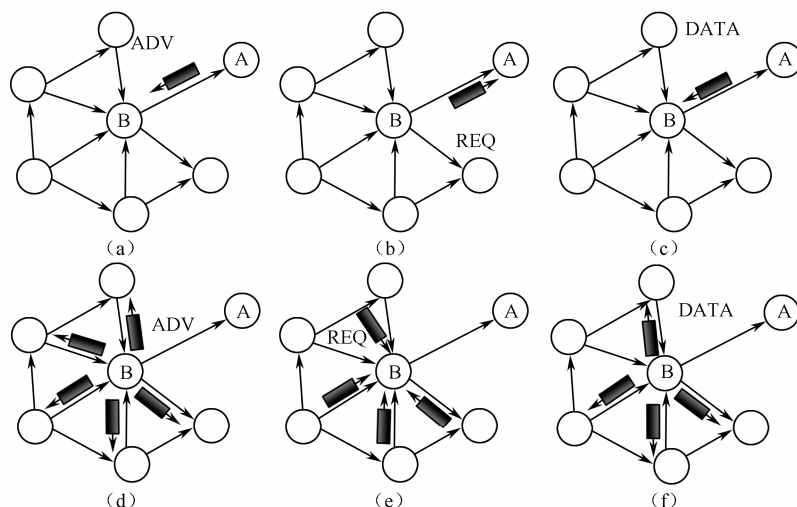


图 3-3 SPIN 协议的两跳数据传输过程

3. 定向扩散路由协议

定向扩散路由协议(Directed Diffusion, DD)^[11]是一种基于查询的路由协议。汇聚节点通过广播“兴趣消息”发出查询任务,全网以泛洪的方式广播兴趣消息。在兴趣消息的泛洪过程中,传感器节点建立从源节点到汇聚节点的传输梯度。

1) 基本思路

定向扩散协议是一种典型的以数据为中心的框架性路由协议^[12]。为了在相应区域内查找汇聚节点(Sink 节点)感兴趣的事件,首先由汇聚节点发出查询消息,此消息即是汇聚节点感兴趣的事件的一串属性值。该消息由汇聚节点发出,通过泛洪方式传播给传感器节点。当传感器节点收到这个消息时,先查看自己的存储器里有没有相应的属性值。如没有,则加入;如有,则更新。在消息泛洪的过程中,节点记录梯度信息(即自己接收到的消息是从哪个节点传播过来的),当消息传播结束后,传感器节点沿传播兴趣消息的反方向(根据梯度信息)进行数据传输。为了选择最优路径进行较快的数据收集,在 DD 中,采用路径加强的方式,即选择适当的方式加强收集消息的某些路径(部分路径失效),从而达到快速高效收集消息的目的。DD 是周期性的协议,其周期性表现在 Sink 节点周期性地向传感器节点发送广播兴趣。

2) 主要步骤

定向扩散路由协议的操作包含三个阶段:兴趣扩散、梯度建立和路径加强。各个阶段的数据传输过程如图 3-4 所示。图 3-4(a)为汇聚节点广播兴趣消息过程,当源节点接收到汇聚节点发送的兴趣消息时,源节点向所有邻居节点发送数据。图 3-4(b)表示了该过程。图 3-4(c)为路径加强阶段,当汇聚节点接收到源节点发送的数据,汇聚节点根据一定的原则形成加强路径。

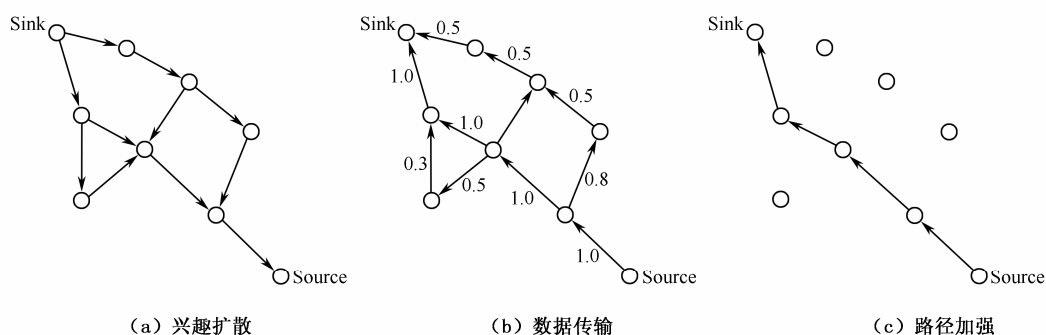


图 3-4 定向扩散路由机制

① 兴趣扩散。在网络开始运行时，汇聚节点在网络中周期性广播兴趣消息。当传感器节点接收到该消息时，首先查询本地兴趣列表，网络开始时，本地兴趣列表为空。如果列表中有对应的表项，则更新该表项的时间戳；如果列表中没有发送该兴趣消息中的节点，则将该节点加入本地列表。若收到的兴趣信息与转发过的兴趣信息不一样，则转发该兴趣信息。

② 数据传输。当节点获得和兴趣匹配的数据时，节点把数据发送给梯度上的所有邻居节点，并根据邻居节点的数据传输速率控制采集数据的速率。当中间节点接收到其他节点转发的数据时，该节点查询本地兴趣列表。如果列表中没有对应的兴趣表项，则丢弃该数据；若存在相应表项，中间节点检查数据缓冲池中是否有与接收到的数据匹配的副本，若有，则说明已经转发过该数据，并将该数据丢弃；若没有，则检查该兴趣表项中的所有邻居节点信息。如果邻居节点信息中数据发送速率大于等于接收该数据的速率，则全部转发该数据；如果邻居节点信息中数据发送速率小于接收该数据的速率，则按比例发送。对于每一个发送过的数据，数据缓冲池都保留一个副本，并记录发送时间。

③ 路径加强。汇聚节点收到源节点发送的数据后，逆向建立从汇聚节点到源节点的加强路径。不同的应用场景，路径加强的标准不一样。汇聚节点根据设定的路径加强标准选择符合标准的邻居节点作为加强路径的下一跳，并向该邻居节点发送路径加强信息。路径加强信息中包含新设定的较高的发送数据速率。该邻居节点接收到该加强信息后查看兴趣列表来判断该消息是否为路径加强消息，若判断为路径加强消息，则修改兴趣表项中邻居节点的数据发送速率。然后，该邻居节点按照同样的方式选择下一跳。后续从源节点到汇聚节点的数据将沿着加强路径按设定的数据速率进行传输。

3) 特点分析

在梯度持续有效的时间段内，监测信息除了在主路径上传输之外，依然还会沿着备用路径以低速率传输数据，虽然增加了一些能量的开销，但是汇聚节点可以同时监视其他多条路径的有效性。如果一旦发现主路径失效，则可以立即从备用路径中选择另一条最优的路径，并且沿着这条最优的路径发送加强信息。

DD 协议还对监测数据的传输过程做了一些规定。被查询的无线传感器节点如果收到了内容相同、速率不同的查询信息，则要调整信息的采集速率，把采集速率调整到查询信息所要求

的最大速率上。

DD 协议中的查询建立之后,会产生有交叉的多条路由路径,如果直接按照路由表的内容来进行转发,则很有可能会产生环路。因此 DD 协议规定:在转发一个信息之前,要将这个信息和缓存列表中最近曾经转发过的信息进行对比,如果没有重复才可以进行转发,否则丢弃该信息。节点缓存最近转发过的信息的意义在于减少路由环路和支持直接信息回传。

4. SPEED 路由协议

SPEED (real-time communication protocol for sensor networks) 协议^[13]是一个实时平面路由协议,它在一定程度上实现了端到端的传输速率保证、网络拥塞控制以及负载平衡机制,达到了一定的 QoS 性能。

SPEED 协议由以下几个部件组成:①SPEED 接口 (SPEED API),②邻居信标交换 (Neighbourhood Beacon Exchange),③延迟估计 (Delay Estimation Scheme),④无状态的非确定的地理转发协议 (Stateless Non-Deterministic Geographic Forwarding, SNGF),⑤邻居反馈策略 (Neighbourhood Feedback Loop, NFL),⑥反向压力重路由 (Backpressure Rerouting),⑦最后一跳的处理 (Last mile processing)。它们的具体关系如图 3-5 所示。

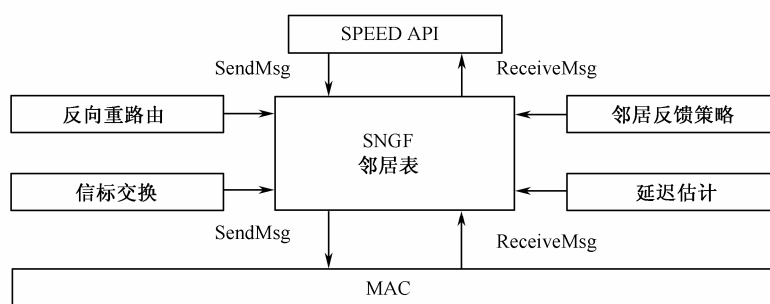


图 3-5 SPEED 路由协议框架

1) 基本思路

SPEED 路由协议没有使用路由表,但是为了对包进行路由而使用了位置信息。它需要知道邻居节点和目标节点的位置信息,同样也要求传感器网络里所有的节点是位置感知的 (Location-aware)。

2) 主要步骤

SPEED 路由协议主要由时延估计机制、SNGF 算法、邻居反馈机制和反向压力重路由机制 4 种机制组成。

① 时延估计机制。节点根据 ACK 报文时间戳计算与邻居节点的通信延迟,用来表示网络局部的负载情况,判断网络是否发生拥塞。

② SNGF 算法。节点将邻居节点分为两类,比自己距离目标区域更近的节点和比自己离目标区域更远的节点。前者称为候选转发节点集合 (FCS)。节点根据计算得到的 FCS 集合中的每个节点的传输速率,将 FCS 集合再分为两类,大于预定传输速率阈值的邻居节点和小于预定传输速率阈值的邻居节点。传输速率大于速率阈值的邻居节点按照一定的概率分布选择为下一跳节点,若 FCS 集合中没有大于预定传输速率阈值的邻居节点,则采取邻居反馈策略。

③ 邻居反馈机制。当 FCS 集合中所有节点的传输速率都小于速率阈值时，视作传输出错，MAC 层收集差错信息，并把到邻居节点的传输差错率通告给转发比例控制器，转发比例控制器根据这些差错率计算出转发概率，供 SNGF 路由算法做出选路决定。

④ 反向压力重路由机制。当网络中某个区域发生事件，节点不再能够满足传输速率要求时，节点便会使用反向压力信标消息向上一跳节点报告拥塞，并表明拥塞后的传输延迟。上一跳节点则会按照上述机制重新选择下一跳节点。

3) 特点分析

为了能够实现 QoS 目标，SPEED 路由协议首先交换无线传感器节点之间的传输延迟，以得到网络的实时负载情况，然后节点利用局部地理信息和传输速率信息做出路由决定。同时，通过邻居反馈闭环机制来保证网络的传输速率在一个全局定义的传输速率阈值之上。节点还通过反向压力路由变更机制来避开延迟太大的链路以避免出现路由空洞问题。

3.2 LEACH 路由协议优化研究

LEACH 协议是 Heinzelman 等人提出的第一个分簇路由协议，对分簇路由的发展具有里程碑的意义。本节我们通过分析 LEACH 协议及其改进路由协议在簇头选取、簇头节点的入簇方式、簇间路由等方面存在的不足，提出了几种新的改进路由协议。

3.2.1 一种多轮分簇的分环多跳路由协议

RBMC 协议中存在如下问题：一是簇头选举协议过于简单，仅和 LEACH 协议相同，并未考虑其他因素，极易造成簇头分布不均衡，使分环的效果降低；二是簇间多跳路径选择过于简单，仅基于和自己距离最近的节点来确定下一跳，如果簇头距离自己过近，到达汇聚节点的跳数就会增加，从而增加传输数据的能耗。为解决这些问题，我们提出了基于多轮分簇的分环多跳路由协议——MCBMC (Multi-round Cluster Based Multi-hop Clustering Routing Protocol) [14]，该协议通过引入新的簇头自举和多轮分簇机制，对 LEACH 和 RBMC 协议进行优化。

1. 网络及能耗模型

(1) 网络模型

考虑一个由 K 个随机部署的传感器节点形成的大中型网络，其应用场景为周期性的小规模数据收集（如温度、湿度等）。用 n_i 表示网络中的第 i 个节点，网络中所对应的无线传感器节点集合为 $N=\{n_1, n_2, \dots, n_k\}$ ， $|N|=K$ 。我们设定如下假设：

① 汇聚节点位于圆形监测区域的正中央，采用 RBMC 分环的方式将网络分割成若干个同心圆环，圆环的中心为 Sink，圆环的间距相同并设其为 σ ，单位为米 (m)。

从汇聚节点向外将环区域分别编号为第 1 环，第 2 环， \dots ，第 n 环。其中第 1 环中的传感器节点是可以直接与汇聚节点进行通信的。传感器节点在监测区域中的部署是随机的，传感器节点和汇聚节点在部署完成后均不再发生位置移动。

② 网络中的所有传感器节点都是同构的，并且同时具备数据融合的功能。每个传感器节点都拥有一个属于自己的唯一的标识（ID）。

③ 每个节点事先知道自己的位置，发送节点可通过与接收节点之间的距离来调整发送功率，以便节能和降低干扰。

（2）能耗模型

我们采用图 3-6 所示的传感器无线通信的能耗模型，发送端由发射电路和发送功率放大器两部分组成。

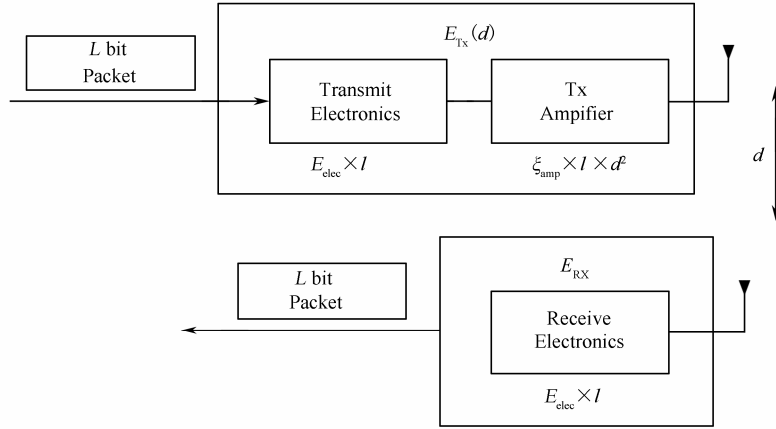


图 3-6 传感器无线电模型

发送端的能耗公式为

$$E_{Tx}(l, d) = E_{Tx-elec}(l) + E_{Tx-amp}(l, d) \quad (3-2)$$

式中， l 为发送包的比特数， d 为发送机到接收机之间的距离。在无线信道中，电磁波的功率会随着接收机和发射机距离的增加而减弱，我们采用自由空间和多路径衰减两种能耗模型。将两种模型代入式（3-2）可得

$$E_{Tx}(l, d) = \begin{cases} lE_{elec} + l\epsilon_{fa}d^2, & d < d_0 \\ lE_{elec} + l\epsilon_{ma}d^4, & d \geq d_0 \end{cases} \quad (3-3)$$

式中， E_{elec} 表示发射机的电路损耗能量， d_0 表示选择两种模型的阈值。如果发射机和接收机之间的距离小于 d_0 ，功率放大器损耗采用自由空间模型；如果距离大于 d_0 ，则采用多路径衰减模型。 ϵ_{fa} 、 ϵ_{ma} 分别是两种能耗模型中功率放大器的能量因子。接收端没有功率放大器，接收机的电路损耗能量与发射机相同

$$E_{Rx}(l) = E_{Rx-elec}(l) \quad (3-4)$$

$$E_{Rx}(l) = lE_{elec} \quad (3-5)$$

用于接收的电路损耗能量 E_{elec} 和发射时的能量相同。

2. 问题描述

早期的分簇协议通常是构造大小均匀的簇，簇内成员个数基本相同，通过分簇的方式来降低大部分的能耗、公平的轮转簇头来均衡各个节点所消耗的能量。后来，RBMC 协议用基于分环的方式将网络分割成若干个间隔相同的环，汇聚节点位于网络的中间，每个环以不同的簇

头选举概率来选举出该环中的簇头节点。簇头的选举公式是根据该环距离汇聚节点的远近确定的。距离汇聚节点较近环选举出的簇头节点较多，每个簇中的节点较少，从而使得簇的规模相对较小；而距离汇聚节点较远的环选举出来的簇头节点相对较少，每个簇中的节点较多，从而使得簇的规模相对较大。建立簇间多跳路径时，选取距离自己较近的节点作为下一跳，并且此节点到汇聚节点的距离要比自己到汇聚节点的距离近。如果簇头距离自己过近，到达汇聚节点的跳数就会增加，从而增加传输数据的能耗，而主干网的数据传输量相对于单个节点的数据而言是以数十倍来计算的，所以多跳主干网的下一跳选择是至关重要的。

3. MCBMC 协议的新机制

(1) 簇头自举策略

LEACH 协议中，由于网络规模较小，簇头可以用单跳的方式发送数据到汇聚节点，所以节点采用统一的簇头选举策略，使用一个固定的簇头选举概率 P ， P 通常取 0.05。

RBMC 节点采用类似于 LEACH 的簇头选举策略，但是由于 RBMC 每个环的节点差异很大，所以它的协议和 LEACH 略有不同，每个环使用不同的簇头选举概率 $P = \{p_1, p_2, \dots, p_k\}$ ，取模的对象也由簇头选举概率的倒数变为 N_k/P_k 。

针对 LEACH 协议中簇头选举协议公式 $T_k(n)$ 中的不足，DCHS (Deterministic Cluster-Head Selection) 协议将能量考虑进来改进了 $T_k(n)$ 的计算方法，改进后的方法能够让剩余能量较多的节点优先当选为簇头。此改进方案有一个致命的缺点，即在网络运行到后期时，所有节点的剩余能量都在一半或一半以下，那么 $T_k(n)$ 的门槛就会降低，从而使得可以担任簇头的节点大大减少，甚至导致一轮中的某一环一个簇头节点也没有，最终导致网络能量消耗不均衡，降低网络的生存周期。

考虑到这些路由协议，将其改进到 MCBMC 中，各环节节点的簇头选举阈值设置如式 (3-6) 所示

$$T_k(n) = \begin{cases} \frac{P_k}{N_k - P_k \lceil r \bmod (N_k / P_k) \rceil} \left[\frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{max}}} + \left(r \operatorname{div} \frac{N_k}{2P_k} \right) \left(1 - \frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{max}}} \right) \right], & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-6)$$

式中， P_k 是簇头节点占有所有节点的百分比， k 表示当前所在的扇环数，不同环中的 P_k 是不同的，用以实现不均匀的分簇，距离汇聚节点越近， P_k 的值就越大； N_k 是第 k 环的节点总数； r 是当前网络运行中进行的轮数； G 是最近 N_k/P_k 轮中还没有当选过簇头的传感器节点的集合； E_{current} 是传感器节点当前的剩余能量； E_{max} 是传感器节点初始的能量； r_s 是传感器节点在上一次担任过簇头节点后，连续未当选过簇头的轮数（一旦传感器节点当选为簇头节点，则此节点的 r_s 将被重置为 0）。div 是整除操作，通过此操作，公式 (3-6) 的第一部分公式分为两种情况：

① 如果当前传感器节点没有当选簇头的轮数小于 $N_k/2P_k$ 轮，协议将执行 DCHS 协议的簇头选举策略，即能量较大的节点将会有更多的机会成为簇头；

② 如果当前传感器节点没有当选簇头的轮数等于或大于 $N_k/2P_k$ 轮，那么无论传感器节点剩余能量多少，节点都会像 LEACH 协议一样来推选自己作为簇头。

式 (3-6) 的引入，既可以使能量多的节点集中在前几轮用以减少因为单一节点能量不足而使当前环重新成簇，又可以保证网内簇首节点的数量，减少某一轮没有簇头节点产生的概率，因此增加了网络的可靠性，进一步降低了“热点”问题出现的可能性，使用式 (3-6) 的簇头推举公式来选举每一个环中的簇头。

(2) 各环最优簇头数的确定

MCBMC 假设第 k 环中的簇头节点个数为 m_k , $k=1, 2, \dots, S$, 第 k 环内的节点总数为 N_k , $k=1, 2, \dots, S$ 。则有

$$N_k = \frac{\pi(k\delta)^2 - \pi[(k-1)\delta]^2}{\pi(R^2)} N = \frac{2k-1}{S^2} N \quad (3-7)$$

假设无线传感器节点在监测区域中均匀随机分布, 则随机选举出的簇头节点在监测区域中也应该是均匀随机分布的。当节点非常多时, 则可以用式 (3-8) 和式 (3-9) 求出第 k 环中簇头节点到 Sink 节点的距离平方的期望 $E[d_{\text{chk}}^2]$ 和距离的期望 $E[d_{\text{chk}}]$

$$E[d_{\text{chk}}^2] = \int_0^{2\pi} \int_{(k-1)\delta}^{k\delta} \frac{r^3}{\pi(k\delta)^2 - \pi[(k-1)\delta]^2} dr d\theta = \frac{k^2 + (k-1)^2}{2} \delta^2 \quad (3-8)$$

$$E[d_{\text{chk}}] = \int_0^{2\pi} \int_{(k-1)\delta}^{k\delta} \frac{r^2}{\pi(k\delta)^2 - \pi[(k-1)\delta]^2} dr d\theta = \frac{2[k^3 - (k-1)^3]}{3(2k-1)} \delta \quad (3-9)$$

第 k 环中的簇头节点到第 $k-1$ 环中簇头节点的距离平方的期望为

$$E[d_{\text{chk},k-1}^2] = E[(d_{\text{chk}} - d_{\text{ch}(k-1)})^2] = \frac{42(k-1)^2 - 17}{9(2k-1)(2k-3)} \delta^2 \quad (3-10)$$

由于簇间通信采用多跳通信模式, 单跳通信的距离短, 则通信模型为自由空间模型, 则第 1 环每个簇头节点的平均能耗为

$$E_{\text{chl}} = lE_{\text{RX}} \left(\frac{N_1}{m_1} - 1 \right) + lE_{\text{DA}} \frac{N_1}{m_1} + l \sum_{i=2}^S m_i (E_{\text{RX}} + E_{\text{TX}} + E_{\text{fs}} d_{\text{chl}}^2) + l(E_{\text{TX}} + E_{\text{fs}} d_{\text{chl}}^2) \quad (3-11)$$

第 1 环中一个非簇头节点的平均能耗为

$$E_{\text{non-chl}} = lE_{\text{TX}} + lE_{\text{fs}} E[d_{\text{tochl}}^2] \quad (3-12)$$

第 1 环中一个簇的能量消耗为

$$E_{\text{cluster1}} = E_{\text{chl}} + \left(\frac{N_1}{m_1} - 1 \right) E_{\text{non-chl}} \approx E_{\text{chl}} + \frac{N_1}{m_1} E_{\text{non-chl}} \quad (3-13)$$

因此, 第 1 环所有节点能量消耗为

$$\begin{aligned} E_{\text{total1}} &= m_1 E_{\text{cluster1}} \\ &= l(E_{\text{RX}} + E_{\text{DA}}) N_1 + l m_1 E_{\text{fs}} d_{\text{chl}}^2 + \\ &\quad l \sum_{i=2}^S m_i (E_{\text{RX}} + E_{\text{TX}} + E_{\text{fs}} d_{\text{chl}}^2) + \\ &\quad N_1 l E_{\text{TX}} + \frac{N_1}{2m_1} l E_{\text{fs}} \delta^2 \end{aligned} \quad (3-14)$$

为了使第 1 环每轮消耗能量最小, 即

$$\frac{\partial E_{\text{total1}}}{\partial m_1} = 0 \Rightarrow m_{1\text{opt}} = \sqrt{\frac{N_1}{2}} \frac{\delta}{\sqrt{E[d_{\text{chl}}^2]}} \quad (3-15)$$

由式 (3-15) 就可求出第 1 环的最佳簇头数, 且可以看出第 1 环的最优簇头数目和其他环的簇头个数无关。

根据能耗均衡条件, 可得

$$E_k = \frac{N_k E_1}{N_1} \quad (3-16)$$

根据第 1 环最优簇头数目可以求出第 1 环每一轮消耗的能量, 根据式 (3-16) 可以求出第 k 环每一轮的能量消耗。

第 k 环的非簇头节点的能量消耗为

$$E_{\text{non-chk}} = lE_{\text{TX}} + l\epsilon E[d_{\text{tochk}}^2] \quad (3-17)$$

由式 (3-10)、式 (3-11)、式 (3-17) 可求出第 k 环每轮每个簇的能量总消耗, 即

$$E_{\text{clusterk}} = E_{\text{chk}} + \left(\frac{N_k}{m_k} - 1\right)E_{\text{non-chk}} \approx E_{\text{chk}} + \frac{N_k}{m_k} E_{\text{non-chk}} \quad (3-18)$$

因此, 第 k 环所有节点每轮的能量消耗为

$$\begin{aligned} E_k &= m_k E_{\text{clusterk}} \\ &= l(E_{\text{RX}} + E_{\text{DA}})N_k + lm_k \epsilon_{\text{fs}} E[d_{\text{chk}, k-1}^2] + \\ &\quad l \sum_{k=1}^S m_i (E_{\text{RX}} + E_{\text{TX}} + \epsilon_{\text{fs}} E[d_{\text{chk}, k-1}^2]) + \\ &\quad N_k l E_{\text{TX}} + l \epsilon_{\text{fs}} E[d_{\text{tochk}}^2] \end{aligned} \quad (3-19)$$

由式 (3-16) 和式 (3-19) 可以先算出第 S 环的最佳簇头数, 然后依次算出第 $S-1$ 环, 第 $S-2$ 环, \dots , 第 2 环的最优簇头数。

(3) 多轮分簇机制

RBMC 协议采用 LEACH 协议的每轮重新成簇的机制, 每轮重新成簇虽然可以更加公平地使整个网络的每个节点均衡耗能, 但每次分簇所产生的开销也是巨大的, 尤其是 TMDA 的时隙分配信息, 在分簇过程中占能耗的很大一部分, MCBMC 采用了多轮分簇的机制来解决这一问题。

当一轮结束后, MCBMC 并不让剩下的节点重新选举簇头。而是将自己的剩余能量 `node_energy_remain` 与当前环的平均剩余能量 `ring_ave_energy_remain` 进行对比, 此时, 有一个很短的公共时间段, 用于环平均能量收集和发送重新成簇信息, 所有节点将扩频码设置成公用的以接受汇聚节点的数据。

当每环到达 N_k/P_k 轮时 (每环中每个周期的最后一轮, 这一轮中所有没有担任过簇头的节点, 以 1 为概率全部担任簇头节点), 本轮的所有节点负责收集本轮的剩余能量。在本轮开始时, 簇成员节点将剩余能量放入 `CH_JOIN_E` 包中发给自己的簇头节点, 簇头节点收到所有的 `CH_JOIN_E` 包后, 统计自己簇的剩余能量, 在下一个簇间专用的时间段内把本簇的剩余能量放入 `CH_ENERGY` 包中发送给汇聚节点, 汇聚节点通过 N_k/P_k-1 轮的能量来预测 N_k/P_k 轮的能量。并在收到环重置 `CLUSTER_RESET_REQ` 消息时, 向该环发送 `CLUSTER_RESET_E` 消息, 使该环的每个传感器节点都可以得到当前环的剩余能量。

4. MCBMC 协议的执行步骤

MCBMC 协议的执行步骤如下:

(1) 当节点部署完成后, 汇聚节点 Sink 计算得到各环的最优初始簇头选举概率 $T=\{T_k|k \in 1, 2, \dots, n\}$, 将每个环区域的簇头选举概率 T 、 δ 和汇聚节点 Sink 的位置放入 `SINK_NOTIFY` 包中, 并以一个固定的发送功率广播出去 (此发送功率必须覆盖整个监测区域内的所有传感器节点)。

(2) 区域中的任一传感器节点 j 收到 SINK_NOTIFY 包后, 通过计算自己与汇聚节点 Sink 的位置 $d(\text{POS}_j, \text{POS}_{\text{Sink}})$ ($d(\cdot)$ 为距离运算, 取欧氏距离), 再通过 δ 确定自己所在的环, 最后从集合 T 中确定自己的簇头选举概率 T_k 。

(3) 簇头自选: 每个节点以均匀分布生成一个随机数, 将其与所在环的簇头选举概率进行比较判断, 确定是否在本轮中担任簇头。

(4) 当选的簇头将随机向外发送 CH_NOTIFY 消息, 其中包含该节点的 ID, 簇头的位置和随机选择的一个扩频码, 此时广播范围尽可能的大 (如 2δ), 以使所有的非簇头节点及 $k+1$ 环的簇头节点都能收到一个或几个簇头信息。

(5) 非簇头节点收到 CH_NOTIFY 消息后, 通过计算获取簇头节点和自己之间的距离, 放入 CH_DIST 列表中, 经过 RCVD_CH_INFO_TIME 时间后, 非簇头节点将 CH_DIST 列表中的簇头信息进行比较, 选择当前环中距离自己最近的簇头节点, 将自己的扩频码设置成属于该簇的扩频码的值以减少簇间干扰, 然后在 JOIN_CLUSTER_TIME 时间内随机发送 CH_JOIN 消息给自己的簇头; 而第 $k+1$ 环的簇头节点则从接收到的所有第 k 环簇头节点的 CH_NOTIFY 消息中选择距离自己最近的簇头节点作为下一跳, 并向其发送 ROUTE_REQ 消息, 从而形成了相对应的簇间多跳路由, 如果没有收到 k 环节点的信息, 表明自己周围出现了空洞, 没有合适的簇头节点可以为自己传递数据到汇聚节点, 此时则把本环内距离自己最近的簇头节点作为自己的下一跳, 让这个簇头节点为自己转发聚合后的监测数据。

(6) JOIN_CLUSTER_TIME 时间过后, 簇头节点广播 CH_SCHED 消息给该簇成员节点, CH_SCHED 消息包含每个簇成员节点的时隙安排, 簇成员节点在自己的时隙内发送数据包, 其他时隙处于休眠状态以节省能量。

(7) 各环在每轮结束后, 将各簇头节点的能量和当前环平均能量比较, 如果本环所有簇头的能量大于当前环平均能量, 保持当前所有簇头节点和多跳路径不变。否则, 循环步骤 (3) ~ (7)。

5. MCBMC 协议的特点分析

基于多轮分簇的分环多跳 (MCBMC) 路由协议是在基于分环多跳的无线传感器网分簇 (RBMC) 路由协议的基础上进行改进的。MCBMC 协议不使用每轮重新分簇的方法, 而使用基于能量的多轮分簇的方法; 减少了频繁分簇和重复建立多跳路由的次数, 有效地节约了能量。但是, MCBMC 协议还是基于 LEACH 的核心思想, 即使用 CDMA 技术来避免簇间干扰, 由于加入了多跳的机制, 收发机要在簇内和簇间两种扩频码之间不停切换, 才能使得数据正常接收, 大大增加了协议实现的难度。

3.2.2 基于定向天线阵列的无线传感器网络节能路由协议

基于定向天线阵列的无线传感器网络节能路由协议 DABEE (Directional Antennas Based Energy-Efficient Routing Protocol) ^[15] 对 MCBMC 协议进行了改进。其核心思想是在 MCBMC 协议中使用定向天线阵列发送数据, 降低干扰。从节能的角度出发, 让高增益的定向天线代替低增益的全向天线发送数据, 可以使路由协议更加节能有效。

1. 天线模型

定向天线是在某一个或某几个特定方向上发射及接收的电磁波特别强、而在其他方向上发射及接收电磁波极小的一种天线。采用定向天线的主要目的是增加抗干扰能力和进一步节能。

按方向特性划分，天线模型可分为：定向天线和全向天线两种，如图 3-7 (a) 和图 3-7 (b) 所示。定向天线在主瓣区域的增益显然要大于全向天线。定向天线发送和接收数据时，它的主瓣朝向一个特殊的方向；而全向天线是向所有方向发送的。定向天线旁瓣的增益很小，可忽略不计。

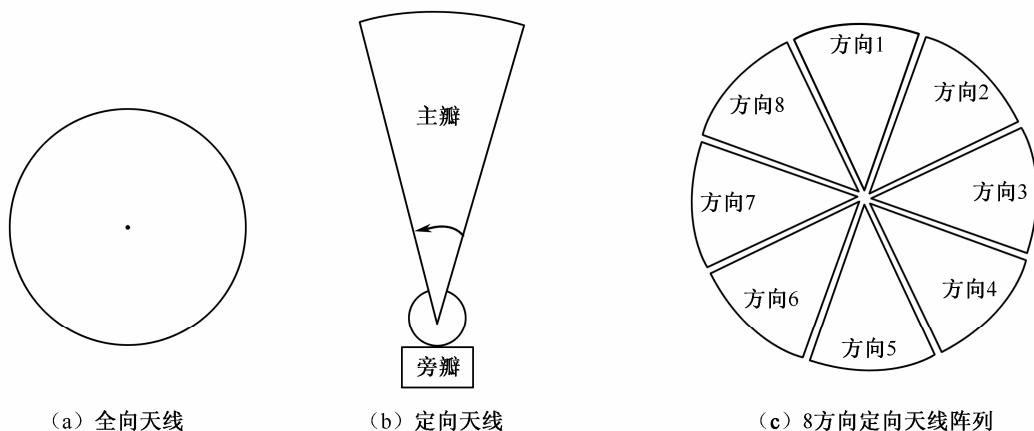


图 3-7 天线模型

在 DABEE 协议中，我们引入的定向天线阵列采用多个定向天线将空间分成几个方向，每个方向用一个定向天线进行无线信号的收发。可以将空间分成 4 个方向、8 个方向、16 个方向等。

图 3-7 (c) 所示是 8 方向定向天线阵列的示意，8 方向定向天线阵列采用 8 个波束宽度相同、方向不同的定向天线来代替全向天线，实现定向发送和全向接收的效果。

2. 问题描述及解决思路

节点使用全向天线发送消息时，所有在其天线收发范围内的接收机都将收到它发的消息。然而向所有方向广播发送数据会浪费大量的能量，所以在无线传感器网络中使用全向天线效率是非常低的，目标接收机只接收到发送功率中很少的一部分，而其他的射频信号散布在周围的空间里对其他邻居节点造成不必要的干扰。在无线传感器网络中使用定向天线阵列可以带来以下优点：

- ① 当一个节点向邻居节点发送信息时，射频信号仅在该邻居节点方向上发送，并可以使信息发送的距离更远，也可以使信息发送更节能。
- ② 当一个节点向一个特殊方向发送信息时，他的邻居节点可以在没有干扰的情况下和它同时发送信息，这一特点可以提高系统的吞吐量，降低冲突和干扰。
- ③ 能够有效地抑制多跳时对其他簇头产生的干扰和簇间干扰，减少冲突，从而达到节能

的效果。

DABEE 路由协议利用定向天线的上述优点, 将其应用到无线传感器网络的多跳路由协议中, 使传感器节点实现定向发送、全向接收。

3. DABEE 协议的步骤

DABEE 路由协议主要分为簇建立阶段和数据传输阶段。

(1) 簇建立阶段

簇头节点使用所有定向天线以全向的方式发送 CH_NOTIFY 消息, DABEE 协议的 CH_NOTIFY 消息中, 没有扩频码的信息。非簇头节点接收到 CH_NOTIFY 消息之后, 选择当前环中距离自己最近的节点作为自己的簇头节点; 簇头节点则选择 $k-1$ 环中距离自己最近的簇头作为自己的中继节点。选定之后, 利用传感器网络数据传播方向的单一性质, 所有簇头节点和非簇头节点记录自己目的节点的方向和距离, 然后选择使用该方向增益最大的定向天线来发送数据, 并调整定向天线的发送功率, 使节点以最节能的发送功率来发送数据到目的节点。簇头节点发送 CH_SCHED 消息安排时隙, 完成簇建立过程。

(2) 数据传输阶段

在稳定传输阶段, 簇成员节点几乎不需要接收簇头节点的数据, 仅需要把采集到的监测数据发送到自己的簇头节点即可, 所以一直使用朝向簇头节点的定向天线来发送和接收数据。簇头节点在接收数据的时候, 采用全向天线的方式来接收; 而需要把数据发送到汇聚节点时, 则使用朝向下一跳簇头节点的定向天线来发送数据。

4. DABEE 协议的性能分析

采用定向天线阵列的 DABEE 协议的簇内数据传输和 MCBMC 协议相比, 有很多优势。

(1) 降低环间干扰

定向天线阵列的引入, 使 DABEE 协议能够更好地消除簇间干扰, 降低能耗。如图 3-8 所示。

图 3-8 (a) 是采用全向天线的 MCBMC 协议, c_1 代表簇 1 中的簇头, c_2 代表簇 2 中的簇头, 根据 MCBMC 的协议描述可知, 非簇头节点选择本环中的最近簇头节点当作簇头, 所以 n_1 和 n_2 属于簇 1, n_3 和 n_4 属于簇 2。簇内通信都是采用 TDMA 机制按时隙连续分配发送时间的, 由此可以看出, 节点 n_1 和 n_2 必然对簇 2 的数据采集产生很大的干扰, MCBMC 协议采用 CDMA 机制来避免这一问题, 然而 CDMA 机制是将不同扩频码的信号作为噪声来处理的, 因此会使传输速率降低, 甚至可以导致数据重传等现象。

图 3-8 (b) 是采用定向天线的 DABEE 协议, 从图中可以看出, 定向天线阵列的引入, 极大地降低了簇间干扰, 并可取代 CDMA 机制及由于 CDMA 机制所带来的频繁切换扩频码的问题。从上面的分析可以看出, 使用定向天线阵列的 DABEE 协议比 MCBMC 协议更有效。

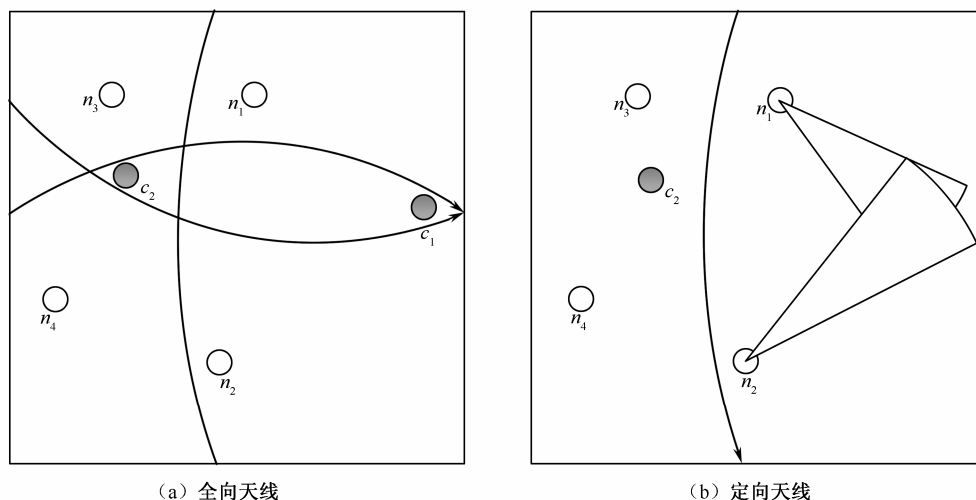


图 3-8 使用全向天线和定向天线的对比

(2) 数据发送更加节能

定向天线的增益和发送能耗是成反比的，定向天线增益越高，那么发送数据所耗费的能量也就越低。我们分别将定向天线和全向天线的增益换算成 G_t 代入 ε_{fa} 和 ε_{tra} 中，全向天线的 $G_t = 0$ dB，定向天线的 $G_t = 10$ dB，计算后得出定向天线的参数 $\varepsilon_{fa} = 1$ pJ/bit/m²， $\varepsilon_{tra} = 0.00013$ pJ/bit/m²。再将 ε_{fa} 和 ε_{tra} 代入式 (3-3) 计算出不同距离下的发送能耗，如图 3-9 所示。从图中可以看出，两个节点间的距离越远，发送能量的差异越大。

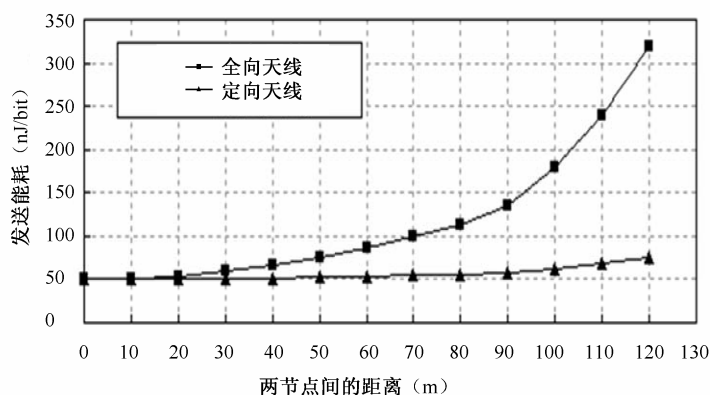


图 3-9 计算不同距离下的发送能耗

其中，发射机的电路损耗能量 $E_{elec} = 50$ nJ/bit。由于 DABEE 协议中传感器发送数据的距离平均在 40~50 m，那么在既定参数下，发送能量可以节省 20%~30%。

(3) 降低了协议和硬件实现的复杂度

使用定向天线阵列发送数据，仅在天线部分稍微改动即可，去掉了 CDMA 编码和解码的过程，消除了簇间和簇内频繁切换 CDMA 的能耗。

3.2.3 能量高效的无线传感器网络分簇路由协议

通过分析 LEACH 协议在簇头选取、非簇头节点的入簇方式以及簇间路由等方面存在的不足, 我们提出了一种能量高效的分簇路由协议——EECA (Energy-Efficient Clustering Algorithm) [16][18][22]。

1. 网络模型

K 个节点随机均匀分布在一个大中型方形监测区域中, 该网络主要用于周期性数据的收集, 如温度、光照等。用 n_i 表示网络中的第 i 个节点, 网络中所有传感器节点对应的节点集合为 $N=\{n_1, n_2, \dots, n_K\}$, 且 $|N|=K$ 。

在 EECA 中, 监测区域为方形。所有节点均匀随机分布在方形区域中, Sink 节点位于监测区域的边缘。在网络中, 节点经部署后, 位置不再发生改变; 每个传感器节点有唯一的标识。所有节点同构, 均具有数据融合能力。节点可以根据发送节点的功率和接收信号的强度确定与发送节点之间的距离, 且可以根据节点之间的距离自由调节发射功率来节省能量。每个节点知道自己的位置信息。

2. 问题描述

在分簇路由协议中, 簇头节点要完成广播簇头信息、接收簇内节点收集到的数据、对接收到的数据进行融合处理、广播簇内节点的时隙信息以及转发其他簇头发送的数据等功能。由于簇头节点功能复杂, 需要消耗的能量多, LEACH 采用周期性自举簇头的方式将网络能耗均匀分布在每个节点上以延长网络寿命。但是 LEACH 根据网络设定的簇头选举概率随机自举簇头, 没有考虑节点的剩余能量。当节点剩余能量较少时, 它仍有可能成为簇头, 这样就会导致节点过早死亡。

簇头自举后, 簇头节点发布宣告信息, 非簇头节点在接收到簇头节点的宣告信息后, 采用 CSMA 的方式加入距离自己最近的簇头节点。由于传感器节点分布密度大, 采用 CSMA 的方式要竞争信道, 增大入簇时延, 且发生碰撞的概率大。

在数据传输阶段, 簇内节点把数据直接发送给簇头节点, 可以简化簇内路由, 这样的方式被大多数分簇协议所采用。簇头节点把簇内数据经过融合处理后直接发送给汇聚节点, 大大消耗了簇头节点的能量, 且不利于网络的扩展。有研究表明, 从簇头节点到 Sink 节点采用多跳的方式更利于节约网络的能量。为了简化路由和减少路由维护的开销, 在多跳路由中, 簇头节点往往选择离自己最近的簇头节点作为下一跳。发送节点发送数据距离最短, 消耗能量最少, 但这只能保证局部能耗最优, 不能达到整个网络能耗均衡。

3. EECA 协议的运行过程

EECA 协议和其他分簇路由协议一样, 网络运行分轮进行。每轮分为簇建立阶段和稳定阶段, 其中稳定阶段时间远大于簇建立阶段时间。网络节点部署完成后, 网络进入簇建立阶段。

在簇建立阶段，每个节点产生一个大于等于零、小于 1 的随机数，然后与阈值进行比较。阈值是通过阈值函数产生的。若阈值大于随机数，则节点以一定的功率广播自己是簇头的宣告信息。当普通节点接收到簇头节点的宣告信息后，向宣告信息强度最大的簇头节点发送入簇信息。簇建立后，簇头节点为簇内节点分配时隙，并把时隙信息在簇内进行广播。

在稳定阶段，簇内节点在簇头分配的时隙内直接把采集到的原始数据发送给簇头，簇头节点将接收到的数据进行融合处理后，转发给下一跳簇头节点。

4. EECA 协议的新机制

(1) 簇头选举

在分簇路由协议中，首先要考虑的问题是簇头如何产生。在 LEACH 分簇路由协议中，网络中的节点根据阈值分布式地决定是否在当轮当选为簇头节点。阈值函数 $T(n)$ 的表达式为

$$T(n) = \begin{cases} \frac{p}{1 - p \times [r \bmod(\frac{1}{p})]}, & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-20)$$

式中， p 为网络初始设置的簇头选举概率，在 LEACH 中设置为 0.05； r 为网络当前运行的轮数； G 为当前 $1/p$ 轮中还没有当选簇头的节点集合。

LEACH 协议在自举簇头时没有考虑节点的当前能量，剩余能量少的节点仍有当选为簇头节点的机会，导致节点过早死亡。DCHS (Low Energy Adaptive Clustering Hierarchy with Deterministic Cluster-Head Selection) 针对 LEACH 的不足提出两种改进方法。在第一种改进中，协议在 LEACH 的基础上添加了对节点当前剩余能量的考虑，改进后的阈值函数 $T(n)$ 的表达式为

$$T(n) = \begin{cases} \frac{p}{1 - p \times [r \bmod(\frac{1}{p})]} \frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{init}}}, & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-21)$$

式中， E_{current} 为节点的当前剩余能量， E_{init} 为节点的初始能量。

在本方法中，节点在自举簇头时考虑当前剩余能量，使剩余能量较多的节点拥有更多的机会成为簇头节点。这在一定程度上改进了 LEACH 的不足，延长了网络的生存时间。但随着网络的运行，网络中节点剩余能量减少，节点每次产生的阈值变小，导致网络中簇头数目减少，甚至出现没有簇头的情况，最终导致网络能量消耗不均衡。

考虑到随着网络的进行，在第一种改进方法中产生簇头数目少的问题，DCHS 中提出第二种改进方法。第二种改进方法中，阈值 $T(n)$ 的表达式为

$$T(n) = \begin{cases} \frac{p}{1 - p \times [r \bmod(\frac{1}{p})]} \left[\frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{init}}} + (r_s \bmod \frac{1}{p}) (1 - \frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{init}}}) \right], & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-22)$$

在式 (3-22) 中，在网络当前运行的 $1/p$ 轮中，式 (3-22) 等价于式 (3-21)，能量大的节点成为簇头的概率大。当节点在当前 $1/p$ 中还没有当选为簇头时，式 (3-22) 等价于式 (3-20)，

没有当选簇头的节点按照网络设置的簇头选举概率随机自举为簇头。随着网络的运行,当节点能量较低时,若节点在当前 $1/p$ 轮中还没有当选簇头,则节点在自举时不再考虑当前剩余能量,而是按照网络设置的概率值随机自举簇头,保证网络中簇头节点的数目。但是在式(3-22)中,节点只有在当前 $1/p$ 轮中没有当选过簇头节点才随机自举。当网络运行若干周期后,节点剩余能量小于初始能量,在该周期的 $1/p$ 轮中,阈值函数产生的值变小,网络中的簇头数目一直很少。根据式(3-22)存在的不足,该方案对阈值函数 $T(n)$ 进行了改进

$$T(n) = \begin{cases} \frac{p}{1 - p \times [r \bmod (\frac{1}{p})]} \left\{ \frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{init}}} + [r_s \div \frac{1}{2} (\frac{1}{p} - 1)] (1 - \frac{E_{\text{current}}}{E_{\text{init}}}) \right\}, & n \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (3-23)$$

式(3-23)可以分为三种情况来讨论:

① 当 $0 \leq r_s < 1/2 \times (1/p - 1)$ 时,式(3-23)等价于式(3-21),在自举簇头时考虑当前的剩余能量,使剩余能量大的节点具有更大的概率成为簇头节点。

② 当 $1/2 \times (1/p - 1) \leq r_s < (1/p - 1)$ 时,式(3-23)相当于式(3-20),节点根据网络设置的簇头概率进行自举。

③ 当 $r_s = 1/p - 1$ 时,在当前 $1/p$ 轮中没有当选过簇头的节点当选为簇头节点。

由此可见,剩余能量多的节点集中在当前周期的前半轮自举为簇头节点。为了避免网络中簇头数目少的问题,在当前周期的后半轮,节点随机自举为簇头。像 LEACH 一样,当网络运行至当前周期的最后一轮,没有当选过簇头的节点以概率 1 成为簇头节点,将网络能量消耗分配到每个节点上,均衡网络能量消耗。

(2) 非簇头节点入簇方式

在簇建立阶段,当普通节点接收到簇头节点的宣告信息后,非簇头节点根据接收信号的强弱,选择信号强的簇头节点作为自己的簇头节点,并以 CSMA 的方式发送入簇信息。采用 CSMA 的方式增加了入簇的时延,且由于传感器节点分布密度大,因而碰撞的概率大。

采用 CDMA 的方式发送入簇信息,即当节点自举为簇头节点后,节点向网络广播宣告自己是簇头节点的信息,信息中包含簇头节点随机选取的扩频码。当簇头节点广播宣告信息后,簇头节点进入 CDMA 模式,簇内节点根据接收到宣告信息中的扩频码以 CDMA 的方式发送入簇信息。采用这样的方式可以避免簇间普通节点入簇时的干扰,减少入簇时延。

(3) 簇间路由

在以往的多跳簇间通信中,路径的建立和维护不需要额外的控制信息。它只是借助簇建立阶段簇头节点广播的宣告信息来决定下一跳。在选择下一跳时,簇头节点只是选择距离自己最近的簇头节点,减少簇头节点的能量消耗。但这样只是能耗局部最优,不利于网络能耗均衡。

簇头节点选择能量最大的节点作为下一跳,均衡网络能量消耗。在簇建立阶段,簇头节点广播的宣告消息中包含簇头节点的剩余能量。当簇头节点接收到其他簇头节点的宣告信息,该簇头节点选择能量最大的簇头节点作为自己的下一跳。

在网络中,簇头节点以相同的功率广播宣告信息。假设簇头节点 A 接收到距离自己最近的 B 和剩余能量最大的 C 的宣告信息,由于 B 和 C 都是 A 的邻居,A 把数据发送给 B 和 C 的能量消耗相差不大,但把数据发送给 C,则更利于均衡网络能量的消耗。

5. EECA 协议的主要步骤

EECA 协议的执行步骤如下。

① 簇头自举：网络开始时，每个节点将自己产生的随机数与阈值进行比较，确定是否在该轮担任簇头节点。

② 当选簇头节点以一定发射功率广播 CH_MSG 消息，消息中包含簇头 ID、当前剩余能量及随机选取的扩频码。簇头节点广播 CH_MSG 后，把自己的扩频码设为随机选取的扩频码，准备接受入簇信息。

③ 非簇头节点根据接收到 CH_MSG 消息的强度，加入强度最大的节点作为自己的簇头节点，非簇头节点从 CH_MSG 消息中获得扩频码，并以 CDMA 的方式向簇头节点发送 JOIN_MSG 消息，消息中包含节点的 ID；第 $k+1$ 环的簇头节点根据接收到的第 k 环簇头的 CH_MSG 消息，选择剩余能量最大的节点作为数据转发的下一跳。

④ 当所有非簇头节点加入簇后，簇头节点根据簇内情况为簇成员节点分配时隙，并把时隙信息在簇内进行广播。

⑤ 簇内节点在自己的时隙内把采集到的数据发送给簇头节点。簇头节点将数据进行融合，并把融合后的数据通过多跳的方式发送给 Sink。

⑥ 每个节点每 t 秒进行一次簇头轮换，循环进行①~⑤的过程，直至网络运行结束。

6. EECA 协议的性能分析

根据我们仿真得到的实验数据，主要从网络生存时间、首个节点死亡时间及网络平均能耗速率三个方面分析 EECA 协议的性能。

(1) 网络生存时间

由于无线传感器节点能量有限，无线传感器网络路由协议设计的一个重要目标是延长网络生存时间。在 EECA 协议中，簇头在发送数据时采用多跳无线通信的方式，极大降低了簇头节点的能量消耗，有效地延长了网络的生存时间。

(2) 首个节点死亡时间

当首个节点死亡时，网络在该节点所处的区域不能得到完全覆盖，影响网络性能。当网络能量消耗不均衡时，会造成首个节点死亡时间过早的现象。在 EECA 协议中，在选举簇头时，节点考虑自身的当前剩余能量进行自举；在簇头发送数据时采用多跳的通信方式，大大降低了簇头节点的能量消耗，延迟了第一个节点的死亡时间。

(3) 网络平均能耗速率

当汇聚节点距离网络边缘的距离增大时，靠近汇聚节点的簇头节点能量消耗增大，使得网络的平均能量消耗速率增大。当网络范围增大时，EECA 协议的簇头节点到汇聚节点的距离几乎不变，不会增大簇头节点的能量消耗。可见 EECA 协议能够更高效利用网络能量，且更适应于大规模的网络。

3.3 无线传感器网络最小跳路由协议的优化研究

无线传感器网络最小跳数路由协议 MHRP (Minimum Hop Routing Protocol) 属于平面路由协议, 通过泛洪消息给全网所有节点建立到汇聚节点 Sink 的最小跳数值, 数据分组沿着跳数最短的路径传送到 Sink 节点。由于采用先验式路由方式, 最小跳数路由协议能减少开销, 节约能量, 并在网络运行中通过路由维护增强协议对动态网络拓扑的适应性。在能够保证数据分组传输成功率的情况下, 高效地使用节点能量, 但在控制开销、网络节点能耗、网络生存期等性能上具有局限性, 据此我们提出了以下改进协议。

3.3.1 一种跨层设计的节能双向最小跳数路由协议

大多数基于最小跳数的无线传感器网络路由协议没有建立从 Sink 节点到传感器节点的下行路由, 无法支持 Sink 节点的查询功能, 少数建立了下行路由的协议也存在开销偏大及没有考虑能量因素等问题; 在上行路由中使用控制分组更新节点剩余能量信息也带来额外开销。为了解决这些问题, 我们提出一种采用跨层和功率控制机制、具有节能功能的无线传感器网络双向最小跳数路由协议 (Cross-layer Energy-efficient Bidirectional Routing, CEBR) [19]。

1. 模型与问题描述

(1) 网络模型

用 $G=(V, E)$ 表示一个网络; 其中节点集合 $V=\{v_1, v_2, \dots, v_n\}$, $n>1$, 为无线传感器网络节点数, 网络中第 n 个节点用 v_n 表示; 链路集合 $E=\{e_1, e_2, \dots, e_m\}$, e_m 表示网络中第 m 条链路, $1 \leq m \leq n(n-1)/2$ 。关于无线传感器网络有如下假设:

- ① Sink 节点位于网络区域中心, 传感器节点随机部署, 节点部署后不再移动。
- ② Sink 节点能量充足, 传感器节点具有相同的初始能量和通信半径 R , 并且节点间的通信链路双向连通。
- ③ 如果节点的剩余能量值低于预设的能量阈值, 则认为该节点死亡, 不再收发数据, 也不再属于 G 。

(2) 能耗模型

通常情况下, 无线传感器节点发送和接收 k 比特信息所消耗的能量 E_{Tx} 和 E_{Rx} , 可分别由式 (3-24) 和式 (3-25) 计算。

$$E_{Tx}(k, d) = \begin{cases} kE_{elec} + k\epsilon_{fs}d^2, & d < d_0 \\ kE_{elec} + k\epsilon_{amp}d^4, & d \geq d_0 \end{cases} \quad (3-24) \quad E_{Rx}(k, d) = kE_{elec}$$

$$(3-25)$$

式中, E_{elec} 为发送和接收单位比特信息的损耗能量; 若传输距离小于阈值 d_0 , 功率放大损耗采用自由空间模型; 当传输距离大于等于阈值 d_0 时, 采用多路径衰减模型。 ϵ_{fs} 和 ϵ_{amp} 分别为

这两种模型中发送放大器每发送单位比特信息所需能量， d_0 为功率放大损耗采用不同模型时的距离阈值， d 为两节点间距离。式 (3-24) 和式 (3-25) 用到的参数具体值参见表 3-1。

表 3-1 能耗模型参数值

参数	取值
d_0 (m)	87
E_{elec} (nJ/bit)	50
ϵ_{fs} (pJ/(bit·m ²))	10
ϵ_{amp} (pJ/(bit·m ⁴))	0.0013

由式 (3-24) 和式 (3-25) 可知， d_0 越小，则采用多路径衰减模型的概率越大，发送信息所需要消耗的能量也越大，网络生存期和保持正常路由性能的时间会缩短；反之，则采用自由空间模型的概率越大，发送信息所需要消耗的能量越小，网络消耗的能量也越小，网络生存期和保持正常路由的时间增加。

(3) 问题描述

一个能量高效的无线传感器网络路由协议需要具备下列特点：减小不必要开销；最大化网络寿命；均衡转发节点的能量，避免部分过早死亡；能够实现数据分组可靠传输并满足 Sink 节点的基本查询功能。而现有的最小跳数路由协议存在以下问题。

① 在路由建立阶段仅建立了上行路由，无法支持 Sink 节点查询功能，而个别建立了下行路由的协议存在开销过大的问题。

② 选用能量和跳数作为上行路由选择标准时，存在能量信息更新不及时和开销过大的问题。

③ 下行路由选择时没有考虑能量因素，无法实现节点能耗均衡。

2. CEBR 协议的主要思路

CEBR 协议的主要思路为：无须使用专门的控制分组，采用源路由方式以较小开销建立下行路由；通过跨层信息共享实现节点剩余能量信息的发布和更新以减少开销；综合使用跳数和节点剩余能量作为路由度量标准，同时结合 RSSI (Received Signal Strength Indication) 测距和功率控制机制，减少节点能量和网络带宽消耗的同时均衡节点能耗。

3. CEBR 协议的新机制

(1) 能量信息的跨层获取、发布和更新

节点剩余能量信息的获取、发布和更新机制通过使用跨层报告功能和 ACK 帧携带信息的方式实现，与现有协议相比避免了专门分组的使用，节约了节点能量和网络带宽。具体机制如下：

① 传感器节点定时在物理层测得自己的剩余能量值，然后通过跨层报告功能将能量信息报告给网络层和 MAC 层，更新原来存储的剩余能量信息。

② 节点收到其他节点发送给自己的数据分组，在向对方回复 ACK 帧时，如果剩余能量值的变化达到一定程度分级，则将节点剩余能量信息装入 ACK 帧中，发送给对方，如图 3-10 所示。IEEE 802.11 标准规定，ACK 帧的 Frame Control 域中 To DS、From DS、More Frag、Retry、Protected Frame、Order 等字段的值为 0 且保持不变；因此，使用它们携带能量信息，可避免兼容性问题。

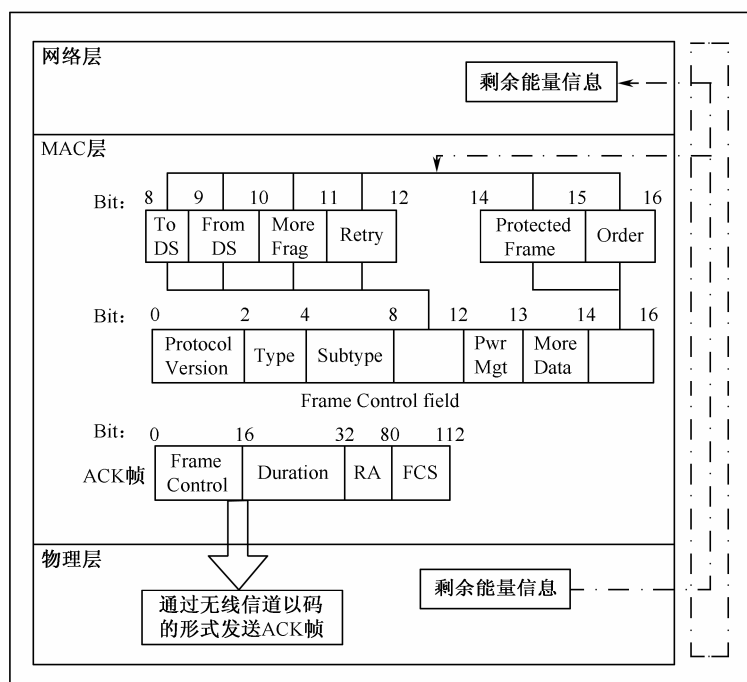


图 3-10 跨层信息共享示意

③ 节点收到 ACK 帧后，提取出 Frame Control 域中 To DS、From DS、More Frag、Retry、Protected Frame、Order 等字段的值，将其组合后获取剩余能量信息，用它们更新路由表的相应表项。然后将这些字段的值还原为默认值 0。

(2) 结合 RSSI 和功率控制的节能机制

CEBR 协议中设计了一种结合 RSSI 和功率控制的节能机制，其基本思路是通过 RSSI 测得到节点的距离，在数据分组或查询分组发送过程中根据节点距离调整发射功率，不用每次都使用最大发射功率，从而节约能量。具体节能机制操作如下：

① 节点在接收分组的过程中，物理层跨层向网络层报告接收功率值，网络层根据 RSSI 机制计算出与邻居节点的距离并存储在邻居距离表中。

② 节点 i 向邻居 j 发送分组时，先在邻居距离表中查出自己与 j 的距离 d_{ij} ，然后查找预先建立的“距离-发射功率表”确定发射功率值，并将该值跨层传送给物理层，物理层根据其大小调整发射功率后将分组发送给 j 。

4. CEBR 协议的主要操作

无线传感器网络跨层节能双向最小跳数路由协议 CEBR 包含路由创建和数据分组传输两个阶段，而路由创建阶段又由上行、下行路由创建两部分组成。

(1) 上行路由创建过程

Sink 节点以泛洪方式在全网广播上行路由创建分组；该分组中包含节点 ID、节点距离 Sink 节点的跳数 TTL 及节点剩余能量 residual energy 等。传感器节点收到上行路由创建分组后根据其中信息获得自己到 Sink 节点的最小跳数并建立上行路由。具体步骤如下：

初始化时, Sink 节点跳数 (TTL) 设置为 0, 其他节点跳数 (TTL) 设置为无穷大。Sink 节点以通信半径 R 广播一个上行路由创建分组。

传感器节点 i 收到节点 n 广播的上行路由创建分组时, 根据 RSSI 测距计算出与 n 的实际距离 d_{in} 并保存在邻居距离表中, 然后根据路由创建分组的信息进行如下处理:

① 若 $TTL_i > TTL_n + 1$, 则置 $TTL_i = TTL_n + 1$, 并清空现有上行路由表内容, 保存节点 n 的 ID、 TTL_n 和剩余能量; 然后将上行路由创建分组中的相应值更新为自己的信息广播给邻居节点。

② 若 $TTL_i = TTL_n + 1$, 则只在上行路由表中添加节点 n 的 ID、 TTL_n 和剩余能量, 并将收到的上行路由创建分组丢弃。

③ 若 $TTL_i < TTL_n + 1$, 则不进行任何处理并将上行路由创建分组丢弃。

(2) 下行路由创建过程

下行路由创建过程中采用源路由方式, 无须专门的控制分组, 从而减小网络开销。具体步骤如下:

① 每个传感器节点在发往 Sink 节点的第 1 个数据分组的头部建立一个长度根据最小跳数预定可变的路由中继表, 依次记录该数据分组经过的中继转发节点的 ID, 并实时更新分组经历的跳数信息, 直至到达 Sink 节点, 如图 3-11 所示。

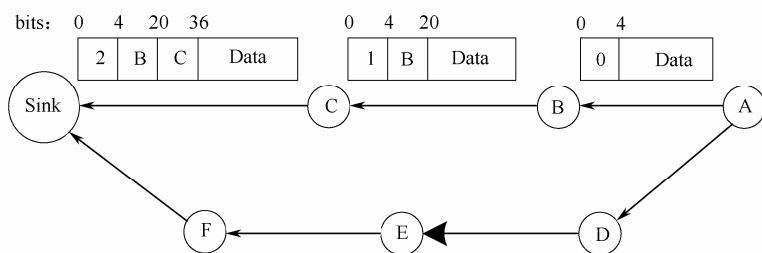


图 3-11 下行路由创建示意

② 当传感器节点收到其他节点发送的第 1 个数据分组时, 先判断自己是否发送或转发过数据分组, 如果是, 则提取出数据分组头部的路由中继表并根据其中的信息更新自己下行路由表的相应表项, 然后将自己的 ID 写入路由中继表并更新路由中继表中的跳数信息, 最后将该数据分组发送给下一跳节点; 如果否, 则只须根据路由中继表中的内容更新自己的下行路由表并更新路由中继表中的跳数信息, 然后将该数据分组发送给下一跳节点。

③ 当传感器节点在预定的时间内, 没有发送或转发任何数据分组, 则向 Sink 节点发送一个不包含内容的数据分组, 该分组头部仍按照步骤①处理。

④ 在上行数据分组传送过程中, 接收数据分组的节点根据数据分组头部信息, 检查下行路由表中是否有到数据分组源节点的路由, 如果是, 则更新该路由; 如果否, 则在下行路由表中建立到数据源节点的路由。

(3) 数据分组传输

数据分组传输阶段的主要操作是分别使用路由创建阶段建立的上行、下行路由传输上行数据分组和下行查询分组; 在选择路由时使用跳数和剩余能量作为标准, 即在跳数优先的情况下, 选择剩余能量多的节点作为下一跳节点。提出了一种新的路径长度度量机制——合成跳数, 用 H_c 表示, 其定义为

$$H_c = \text{TTL}_c + (E_i - E_r) / E_i \quad (3-26)$$

式中, TTL_c 表示节点距离 Sink 节点的跳数, E_r 表示节点的剩余能量, E_i 表示统一的节点初始能量。

$$\begin{aligned} E_i &\geq E_r \geq 0 \\ 0 &\leq (E_i - E_r) / E_i \leq 1 \\ \Rightarrow \text{TTL}_c &\leq H_c \leq \text{TTL}_c + 1 \end{aligned}$$

节点选择比 H_c 小的邻居节点作为下一跳。从式 (3-26) 可看出, 在 TTL_c 相等的情况下, 剩余能量 E_r 大, 则合成跳数 H_c 小, 节点被选中的概率增大, 从而有助于实现节点能耗均衡, 延长网络生存期。

当节点 i 有分组需要发送时, 先查找自己的路由表, 找出合成跳数 H_c 最小的节点, 设为 j , 并在邻居距离表中查找出与该节点的实际距离 d_{ij} , 然后根据 d_{ij} 调整发射功率, 将分组发送给 j 。

5. CEBR 协议的性能分析

关于 CEBR 的性能, 有如下引理。

引理 1: 如果传感器节点向 Sink 节点发送一个数据分组, CEBR 在传输路径上消耗的能量小于 MHRP 和 ER-MHL (Energy-related Routing Protocol of Minimum-Hop Layer)。

证明:

MHRP 和 ER-MHL 的工作机理是: 通过泛洪方式建立传感器节点到 Sink 节点的路由; 当传感器节点有数据分组发送时, 在上行路由表中选择剩余能量最大的父节点作为下一跳节点, 父节点在收到该数据分组后, 会回复 ACK 分组给予节点, 确认数据分组的接收并更新自己的能量信息。而 CEBR 根据实际距离调整发射功率后才将数据分组发送, 且通过 ACK 帧回复能量信息。

设 C_C , C_M 和 C_E 分别表示 CEBR、MHRP 和 ER-MHL 在同样网络拓扑情况下由节点 i 发送一个数据分组给 Sink 节点时整个传输路径上消耗的能量。其中 l_D 表示数据分组长度, l_A 表示 ACK 分组长度, TTL_i 表示源节点 i 距离 Sink 节点的跳数。 R 为节点通信半径, d_j 表示由 RSSI 计算得到的节点距离。有

$$C_C = \sum_{j=1}^{\text{TTL}_i} [E_{\text{Tx}}(l_D, d_j) + E_{\text{Rx}}(l_D, d_j)] \leq \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_D, R) + E_{\text{Rx}}(l_D, R)] \quad (3-27)$$

$$C_M = C_E = \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_D, R) + E_{\text{Rx}}(l_D, R)] + \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_A, R) + E_{\text{Rx}}(l_A, R)] \quad (3-28)$$

则由式 (3-27)、式 (3-28) 可知

$$\begin{aligned} C_M - C_C &\geq \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_A, R) + E_{\text{Rx}}(l_A, R)] > 0 \\ \Rightarrow C_M - C_C &> 0 \Rightarrow C_C < C_M, C_C < C_E \end{aligned}$$

证毕。

引理 2: 如果 Sink 节点向传感器节点发送一个查询分组, CEBR 在传输路径上的能量消耗不大于 MHRP 和 ER-MHL。

证明:

ER-MHL 使用泛洪方式实现查询分组发送; MHRP 在 Sink 节点建立全局下行路由表, 当 Sink 节点有查询分组发送时, Sink 节点查找全局路由表选择一条通往目的节点的路径, 并将该路径装入查询分组头部。其他节点收到该查询分组后, 根据头部携带的路径信息选择下一跳节点进行转发; CEBR 通过源路由方式在各个节点建立下行路由表, 节点收到查询分组后, 查找下行路由表, 选择合成跳数最小的节点作为下一跳节点, 且根据两节点间的实际距离调整发射功率后将该查询分组发送给下一跳节点。

设 Q_C 、 Q_M 和 Q_E 分别表示 CEBR、MHRP 和 ER-MHL 在具有同样网络拓扑情况下 Sink 节点向节点 i 发送一个查询分组时整个传输路径消耗的能量, 其中 l_Q 为查询分组长度, m 为网络节点数, TTL_i 表示 Sink 节点距离目的节点 i 的跳数, R 为节点通信半径, d_j 表示节点距离。有

$$Q_C = \sum_{j=1}^{TTL_i} [E_{Tx}(l_Q, d_j) + E_{Rx}(l_Q, d_j)] \leq TTL_i [E_{Tx}(l_Q, R) + E_{Rx}(l_Q, R)] \quad (3-29)$$

$$Q_M = TTL_i [E_{Tx}(l_Q, R) + E_{Rx}(l_Q, R)] \quad (3-30)$$

$$Q_E \geq m [E_{Tx}(l_Q, R) + E_{Rx}(l_Q, R)] \quad (3-31)$$

由式 (3-29)、式 (3-30) 和式 (3-31) 可知 $Q_C \leq Q_M$, 有

$$Q_E - Q_M \geq (m - TTL_i) [E_{Tx}(l_Q, R) + E_{Rx}(l_Q, R)]$$

因节点数不小于最大跳数, 即 $m \geq TTL_{\max}$, 有

$$\begin{aligned} Q_E - Q_M &\geq 0 \\ \Rightarrow Q_E &\geq Q_M \Rightarrow Q_C \leq Q_E \end{aligned}$$

证毕。

3.3.2 一种能耗均衡的最小跳路由协议

大多数基于最小跳数的路由协议存在能耗不均衡、最小跳数信息更新不及时等问题。针对这些问题, 我们提出了一种基于最小跳数的无线传感器网络分布式路由维护协议 DRMMH (Distributed Routing Maintenance based on Minimum Hop) ^[20]。

1. 问题描述

当节点移动或死亡时, 会导致网络拓扑变化, 最小跳数路由协议考虑了当节点移动时不参与数据分组转发过程的情况。节点移动到新位置后, 广播消息给邻居节点, 邻居节点收到广播消息后回复 REP 消息给该节点, REP 消息中携带自己的跳数信息, 节点收到所有邻居节点的 REP 消息后, 从中选择最小的跳数加 1 后作为自己距离 Sink 节点的最小跳数, 这样节点就重新加入网络当中。现有的大多数最小跳数路由协议的路由选择及路由维护过程存在如下问题:

(1) 现有路由协议在路由选择过程中, 仅考虑 1 跳范围内节点的能量消耗, 无法均衡 2 跳范围内的节点能量消耗。

(2) 当节点移动或死亡时,造成邻居节点跳数信息改变,而跳数改变的节点不会主动更新自己的跳数信息,会导致数据分组跳数和时延增加。

(3) 当节点移动到新位置加入网络后,会造成邻居节点跳数信息改变,而跳数值改变的节点也不会主动更新自己的跳数信息,会导致数据分组跳数和时延增加。

2. DRMMH 协议的主要思路

节点在转发数据时根据节点的剩余能量、最小跳数信息及父子关系选择路径。协议主要包括三个阶段。

(1) 路由建立阶段。传感器节点根据收到的广播信息建立到 Sink 节点的跳数,并收集上一跳父节点和下一跳子节点信息;初始化阶段,节点建立好数据分组路由后,主动将节点自己的路由表发送给 Sink 节点建立全局路由表用以发送查询分组。

(2) 数据分组传输阶段。当传感器节点有数据分组发送时,选择 2 跳父节点和父节点剩余能量最大的路径传送数据分组,父节点在收到该数据分组后会向子节点发送 ACK 分组确认信息,并更新自己及其父节点中剩余能量最大节点的能量信息。

(3) 路由维护阶段。当节点死亡或移动时,可能会导致邻居节点跳数变更,节点分布式独立发起路由维护过程,能及时更新节点跳数信息。

3. DRMMH 协议的新机制

(1) 基于两跳能量信息的路由选择机制

网络节点能耗均衡是设计路由协议时需要考虑的重要因素,现有最小跳数路由协议在路由选择过程中,仅考虑 1 跳范围内父节点的能量信息,仅能实现 1 跳范围内的节点能耗均衡。我们设计了一种基于两跳能量信息更新机制,无须专门的控制分组,在 ACK 分组中携带自己的剩余能量信息和父节点最大剩余能量信息,在路由选择时,考虑两跳父节点能量信息,能进一步地均衡网络节点能量消耗。如图 3-12 所示,若仅考虑一跳范围节点能量选路,节点 E 在父节点 C、D 中会选择剩余能量最大的节点 C 作为下 1 跳节点,此时传输路径为 $E \rightarrow C \rightarrow A \rightarrow \text{Sink}$ 。但是由图 3-12 可知 A 节点能量低于 B 节点能量,会造成 A 节点过早死亡。若考虑两跳父节点能量信息,节点 E 会获知节点 C、D 的最大剩余能量父节点信息,故会选择 $E \rightarrow D \rightarrow B \rightarrow \text{Sink}$,从而避免了节点 A 的过早死亡。

(2) 跳数信息及时更新机制

当节点死亡或移动时,会造成网络拓扑变化,而网络拓扑的变化会导致节点最小跳数值失效或改变。若不及时更新节点的最小跳数值,会导致数据分组传输跳数和时延增加,进而影响网络生存期。我们设计了一种分布式的路由维护协议,节点在探测到自己跳数信息改变后,主动向邻居节点更新自己的跳数,及时修正跳数信息值,能够减少数据分组传送跳数和时延,节约数据分组消耗的能量。

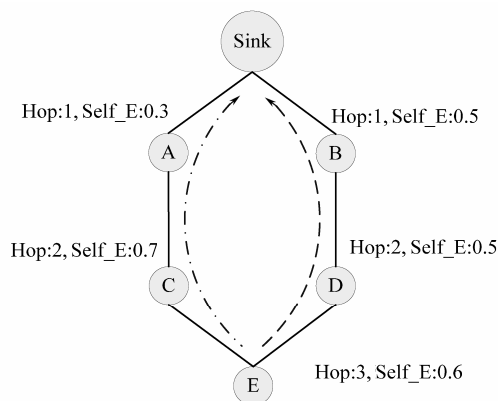
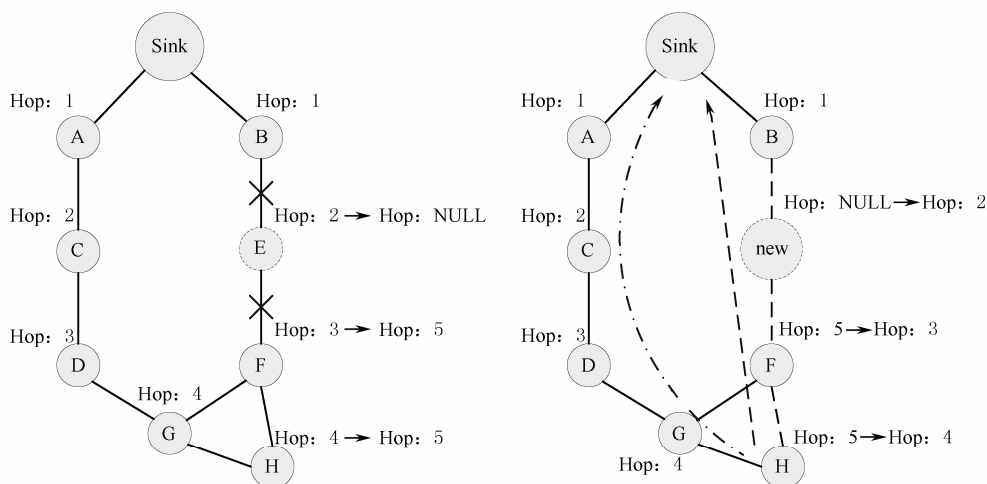


图 3-12 基于两跳能量信息的路由选择机制

如图 3-13 (a) 所示, 当节点 E 死亡或离开时, B→E 和 E→F 链路断开, F 节点在收到 E 节点的 Alert 分组后, 会删除路由中 E 节点的表项, 但并没有向邻居更新该信息。故 H 节点无法发现自己的跳数值由 4 变为 5。若 H 节点有数据分组发送会选择最短路径 H→F→G→D→C→A→Sink, 但该路径并不是最优路径。而 F 节点及时更新自己的跳数值变化, H 节点会将 G 节点作为自己的父节点, 跳数值更新为 5, 数据分组沿 H→G→D→C→A→Sink 成功到达 Sink 节点。

如图 3-13 (b), new 节点移动到新位置加入网络, 通过广播消息确定自己的跳数值和父节点、兄弟节点、子节点信息。F 节点在收到 new 节点的跳数更新信息后, 自己的跳数由 5 变为 3, 此时 F 节点若不向邻居节点更新自己的跳数值, 则 H 节点会依旧沿着 H→G→D→C→A→Sink 传送数据分组, 但从图 3-13 (b) 中我们可以发现, 此时路径并不是最优路径。当 F 检测到自己的跳数值改变后, 及时向邻居节点更新自己的跳数值, H 节点收到后将 F 作为自己的父节点, G 作为自己的兄弟节点, 跳数值由 5 更新为 4。当 H 有数据分组发送时, 根据路由选择标准 (跳数和剩余能量信息), 选择最优路径 H→F→new→B→Sink 传送数据分组, 此时数据分组跳数和时延最优。



(a) 节点离开时DRMMH跳数更新机制

(b) 节点到达新位置后DRMMH跳路更新机制

图 3-13 DRMMH 跳数信息及时更新机制

4. DRMMH 协议的操作步骤

DRMMH 协议操作包括 3 个连续的阶段：路由建立阶段、数据传送阶段和路由维护阶段。每个阶段又包括若干个步骤。

(1) 路由建立阶段

步骤 1：初始化操作，Sink 节点在向其一跳范围内的所有节点广播 Setup 分组，分组中包含节点 ID、节点距离 Sink 节点的跳数 Hop（其中 Sink 节点的跳数为 0）、节点的剩余能量水平 Energylevel 等。

步骤 2：节点 i 维护最小跳数 Hop_i 和到 Sink 节点的路由表 $R_table_i = \{ID_1, ID_2, \dots, ID_k\}$, $k < N-1$, N 为网络节点数量，路由表表项包括 $\{ID, Hop, Self_E, Far_E\}$ ，其中 $Hop_i = Hop_k + 1$ ；节点 i 维护兄弟节点集 $BS_i = \{D_1, D_2, \dots, D_k\}$, $i < N$, N 为网络节点数量，其中 $Hop_i = Hop_k$ 。节点 i 收到来自其他节点 j 的 Setup 分组，比较 Hop_i 和 Hop_j 的值，按照上述规则将 j 节点加入 R_table_i 或 BS_i 。同时为了减小网络泛洪开销，网络中每个节点仅广播一次 Setup 分组。

步骤 3：数据分组路由建立完成后，节点主动将自己的路由表装入 ENQ 分组发送给 Sink 节点，ENQ 分组中包含节点 ID、目的地址 DEST、自己的路由表。

步骤 4：当节点 i 有 ENQ 分组需要发送时，根据建立好的数据分组路由，选择下一跳节点 j ，将该 ENQ 分组发送给节点 j ，节点 j 执行相同操作直至该分组到达 Sink 节点。

步骤 5：Sink 节点根据收到的全网所有节点的路由表建立全局查询路由表 G_table 。当 Sink 节点有查询分组给某一特定节点时，根据 G_table 搜索出一条最优路径将其装入查询分组头部，其他节点根据路径信息选择下一跳节点，直至查询分组到达目的节点。

(2) 数据传送阶段

步骤 1：节点 i 遍历转发节点集 R_table_i ，选择自身剩余能量 $Self_E$ 和父节点剩余能量 Far_E 最大的节点 j 作为下一跳转发节点。节点 j 收到数据分组后，将自己的能量剩余值 $Self_E_j$ 和父节点最大剩余能量值 Far_E_j 写入 ACK 分组中发送给节点 i 。

步骤 2：节点 i 收到 ACK 分组后，提取出节点 j 的剩余能量值 $Self_E_j$ 及父节点最大剩余能量值 Far_E_j 并更新节点 j 的路由表项。

(3) 路由维护阶段

步骤 1：节点 i 死亡或移动前广播 Alert 分组给周围节点，节点 j 收到 Alert 分组后，删除路由表 R_table_j 中对应的 ID_i 的表项，并检查 R_table_j 是否为空，若为空，表明节点 j 的跳数信息改变，节点 j 将 BS_j 中节点信息写入路由表，并广播 Update 分组更新自己的跳数信息。其他节点执行相同操作。

步骤 2：节点 i 移动到新位置后，广播消息通知周围节点自己到达。节点 j 收到广播消息后回复 REP 分组给节点 i ，节点 i 选择最小的跳数值加 1 作为自己的跳数 Hop_i ，并根据路由建立阶段步骤 2 的方法构建路由表和兄弟节点集。然后广播 Update 分组给邻居节点更新自己的信息。

步骤 3：节点 i 收到节点 j 发送的 Update 分组后提取出其中的信息并做如下处理：若 $Hop_i > Hop_j + 1$ ，则将 j 加入 R_table_i 并向自己的邻居广播跳数更新消息；若 $Hop_i = Hop_j + 1$ ，则将 j 加入 R_table_i ；若 $Hop_i = Hop_j$ ，将 j 加入 BS_i 。

3.4 ZigBee 路由协议优化研究

ZigBee 是一种针对个人局域网 (Persona Area Network, PAN) 的短距离无线通信技术。它由全球开放性组织 ZigBee 联盟提出,旨在提供一种低功耗、低速率、低成本、低复杂度的无线通信技术标准,为无线传感器网络和远程监控领域提供了一个极为有效的框架。因此,非常适合无线传感器网络的应用。

由 ZigBee 联盟制定的 ZigBee 标准提出了两种主要的路由协议:树路由协议和 AODVjr 路由协议,但是两种协议各有优缺点。现有的混合路由协议综合了树路由和 AODVjr 两种基本的路由协议,但在网络开销、能耗均衡、数据传输时延等方面有一定的不足,影响网络在实际应用中的性能。为了进一步提高 ZigBee 网络的传输性能,提升其应用价值,本节主要针对 ZigBee 网络的部分路由协议进行优化研究。

3.4.1 一种能耗均衡的混合路由协议

现有的表驱动——按需混合路由协议在广播寻路分组 RREQ 的过程中因使用泛洪操作而存在冗余开销,而且建路时未充分考虑均衡网络节点的能耗,从而影响了路由协议的效率和网络的寿命。针对这些问题,我们提出了一种无须泛洪便能寻获最优路径,选路时综合考虑节点深度和剩余能量的高效混合路由协议——EHRF (Efficient Hybrid Routing without Flooding)^[21]。

1. 网络模型

(1) ZigBee 网络数学模型

ZigBee 网络的数学模型为 $G=(V, E)$, 其中 V 表示所有节点的集合, $V=\{t\} \cup V_r \cup V_e$, t 表示网络协调器/Sink 节点, V_r 表示所有路由节点的集合, V_e 表示所有终端节点的集合; E 表示所有对称无线通信链路的集合,网络中存在的每一条链路都是 E 的一个子集;链路的代价可以是数据传输的端到端时延、链路长度(跳数)等^{[21][22]}。

(2) 能量模型

能量模型如图 3-14 所示,当节点 A 向距离为 d 的节点 B 发送 k bit 的信息, A 消耗的能量由发射电路损耗和功率放大电路损耗两部分组成^[23], 即

$$E_r(k, d) = k \times E_{\text{elec}} + k \times \varepsilon_{\text{fs}} \times d^2 \quad (3-32)$$

式中, E_{elec} 表示节点发送 k bit 信息发射电路的损耗, ε_{fs} 表示发送 k bit 信息功率放大所需的能量。

当节点 B 接收节点 A 发送的信息时,其无线接收装置所需的能量为

$$E_r(k) = k \times E_{\text{elec}} \quad (3-33)$$

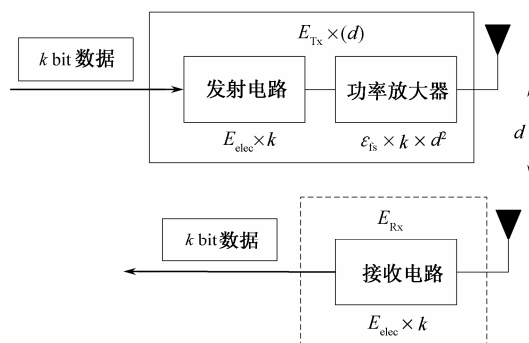


图 3-14 能量模型

2. 问题描述

网络中节点的能量消耗用于信息的发送（包括转发）和接收，即

$$E_c = \sum_{i \in V', i \neq t} E_{si} + E_{ti} + E_{ri} \quad (3-34)$$

式中， E_{si} 、 E_{ti} 和 E_{ri} 分别表示网络中节点发送、转发和接收信息所消耗的能量。由公式(3-32)可知

$$\begin{aligned} E_{si} &= k_{si} \times E_{elec} + k_{si} \times \epsilon_{fs} \times d^2 \\ E_{ti} &= k_{ti} \times E_{elec} + k_{ti} \times \epsilon_{fs} \times d^2 \\ E_{ri} &= k_{ri} \times E_{elec} \end{aligned}$$

所以

$$\begin{aligned} E_c &= \sum_{i \in V', i \neq t} E_{si} + E_{ti} + E_{ri} \\ &= \sum_{i \in V', i \neq t} (k_{si} \times E_{elec} + k_{si} \times \epsilon_{fs} \times d^2 + k_{ti} \times E_{elec} + k_{ti} \times \epsilon_{fs} \times d^2 + k_{ri} \times E_{elec}) \\ &= \sum_{i \in V', i \neq t} (k_{si} + k_{ti} + k_{ri}) \times E_{elec} + (k_{si} + k_{ti}) \times \epsilon_{fs} \times d^2 \end{aligned} \quad (3-35)$$

式中， E_{si} 、 E_{ti} 和 E_{ri} 分别表示网络中每个节点发送、转发和接收的信息比特数， d 表示节点的通信范围。

在现有的 ZigBee 网络混合路由协议中，存在大量冗余的 RREQ 信息，这些冗余的 RREQ 信息的收发增大了 k_{ti} 、 k_{ri} 的值，增加了网络开销和节点的能耗。此外，现有混合路由协议在选路时没有充分考虑节点的剩余能量，当节点剩余能量不足时，如果继续转发数据，可能会导致网络中节点能耗不均衡，进而导致路径的断裂，影响网络性能。

3. EHRF 协议的主要思路

EHRF 协议是一种无须泛洪便能寻获最优路径，选路时综合考虑节点深度和剩余能量的高效混合路由协议，借助横向（在地址逻辑上无“父-子”关系）邻居节点采用单、组播方式建立最优路径，在保证寻路效果的前提下避免泛洪，减小控制开销；同时，以节点的深度和剩余能量参数作为路径选择的因素，尽量在深度大、节点剩余能量较多的层面建立路由，实现节点能量均衡，延长网络寿命。

4. EHRF 协议的实现步骤

EHRF 协议在 ZigBee 网络已使用分布式地址分配机制 DAAM (Distributed Address Assignment Mechanism) 进行组网和节点地址分配之后运行, 包括 2 个阶段: 横向邻居节点地址信息的获取和发布阶段、路由建立及数据转发阶段。

(1) 横向邻居节点地址信息的获取和发布

步骤 1: 节点的网络层在 1 跳范围内广播 Hello 消息, 该消息包括节点地址。节点通过接收到的 Hello 消息获得各自横向邻居节点的地址信息^[24]。

步骤 2: 节点向其父辈节点发布自己的横向邻居信息, 直至本节点与横向邻居节点的深度最大的公共父节点。

(2) 路由建立及数据转发

步骤 1: 源节点判断目的节点是否是自己或子孙节点的横向邻居, 若是则直接或通过子孙节点向目的节点发送数据; 如果目的节点是自己的横向邻居节点的父辈或子孙, 则向该横向邻居节点转发数据分组; 否则, 执行步骤 2。

步骤 2: 源节点产生并组播 1 个 RREQ 寻路分组, 它的跳数阈值为源、目的节点之间的树路由跳数减 1, 组播对象为父节点、横向邻居节点、所在分支有横向邻居节点的子节点, 如果上述 3 类节点中后两类不存在, 则向父节点单播 RREQ。

步骤 3: 中间节点收到 RREQ 后, 进行如下操作:

① 判断是否已收到过该 RREQ 或者 RREQ 经历的跳数是否大于跳数阈值, 如是, 则删除该 RREQ; 否则执行步骤②。

② 如果当前节点是目的节点的父辈或者子孙节点, 则计算自己到目的节点的跳数, 然后判断该值加上 RREQ 经历的跳数是否超出跳数阈值, 若是, 删除该请求; 否则, 用树路由向目的节点转发该请求。

③ 如果当前节点是 RREQ 发送节点的横向邻居节点, 则参照步骤②处理该请求。

④ 如果 RREQ 的发送节点是当前节点的父节点, 则判断当前节点及子孙节点是否有横向邻居, 如果有, 则向它们组播 RREQ; 否则, 删除该请求。

⑤ 如果 RREQ 的发送节点是当前节点的子节点, 若当前节点既不是源、目的节点的公共父节点, 也不是源、目的节点的最大深度公共父节点的子节点, 则参照步骤②处理该请求。若当前节点是源、目的节点的最大深度公共父节点的子节点, 则判断当前节点有无横向邻居节点或与源节点不同树枝的子节点, 若有, 则向它们组播该请求; 否则, 删除该请求。

步骤 4: 目的节点收到源节点发来的 RREQ 请求后, 如果 RREQ 经历的跳数没有超出前面提到的跳数阈值, 则沿用 RREQ 的来路向源节点发送 RREP。RREP 中包含中间节点深度和 (初值为 0)、路径中节点最小剩余能量 (初值为目的节点的剩余能量)、路径查找请求经过的与源节点在同一树枝的节点地址等字段。

步骤 5: 中间节点收到 RREP 后, 建立到目的节点的路由; 并更新 RREP 中相应字段的值; 然后用单播方式向源节点转发 RREP。

步骤 6: 源节点收到 RREP 后, 建立到目的节点的路由, 并存储 RREP 携带的中间节点深度和、节点最小剩余能量、跳数等信息。

5. EHRF 协议的新机制

在 EHRF 协议中, 我们提出一种新的路由度量参数——合成深度 (Integrated Depth), 用于在源节点收到不同路径传来的路由响应的情况下, 为源节点选择整体上离协调器更远、节点剩余能量更多的路径。路径的合成深度 d_I 定义为

$$d_I = \sum_{j=1}^f d_j + \frac{\sum_{k=1}^n d_k}{L_m \times n} + \frac{E_r}{E_0 \times L_m \times n} \quad (3-36)$$

式中, d_j 表示路径上与源节点在同一树枝的第 j 个节点的深度, $0 < j \leq f$, f 为该类节点个数; d_k 表示路径上与源节点不在同一树枝的第 k 个节点 (不包括目的节点) 的深度, $0 < k \leq n$, n 为该类节点个数; f 和 n 的值可根据路由响应携带的跳数信息并辅以“地址-位置”关系通过计算得到; E_0 、 E_r 分别表示节点的初始能量和链路上节点最小剩余能量。

引理: 合成深度依次考虑了源节点同树枝节点的深度、不同树枝节点的深度、路径上节点的最小剩余能量 3 个因素的影响。

根据式 (3-36) 给出的合成深度 d_I 的定义, 可知 $d_j \geq 1$, $d_k \geq 1$, 因此, 只须证明:

$$\textcircled{1} \frac{\sum_{k=1}^n d_k}{L_m \times n} \leq 1; \quad \textcircled{2} \frac{E_r}{E_0 \times L_m \times n} \leq \frac{1}{L_m \times n}$$

因为

$$1 \leq \sum_{k=1}^n d_k \leq \sum_{k=1}^n L_m, \text{ 即 } 1 \leq \sum_{k=1}^n d_k \leq L_m \times n \quad (3-37)$$

所以

$$\frac{\sum_{k=1}^n d_k}{L_m \times n} \leq 1$$

即①成立。

因为

$$0 < E_r \leq E_0 \Rightarrow \frac{E_r}{E_0} \leq 1 \quad (3-38)$$

所以

$$\frac{E_r}{E_0 \times L_m \times n} \leq \frac{1}{L_m \times n} \quad (3-39)$$

则②成立。

证毕。

6. EHRF 协议的性能分析

根据我们仿真得到的实验数据, 主要从节点能耗均方差、网络开销、网络寿命、路径中节点的平均深度以及分组平均端到端时延等方面分析 EHRF 协议的性能。

(1) 节点能耗均方差

在 TR 协议中, 离协调器越近的节点其子孙节点越多, 转发数据分组越多, 业务量较大, 能量消耗较快, 而下层节点数据分组转发业务相对较小, 能量消耗相对较慢, 导致网络中节点能耗不够平均, 能耗均方差相对较大。LF-ZAODV 协议以树路由的路径长度减 1 来限制 RREQ

的泛洪深度,减少了网络中部分冗余 RREQ 的转发,但是节点在选路时没有考虑到节点的能量消耗,部分剩余能量较少的节点继续承担较多的数据分组转发业务,而有些剩余能量较多的节点承担较少的数据分组转发业务,导致网络中节点能耗不够平均。EHRF 协议在选路时优先使用深度较大、剩余能量较多的节点,减少了深度小的节点的能量消耗,缓解了 TR 协议中深度较小和深度较大节点能耗不均的问题,同时节点在选路时优先使用剩余能量较多的节点,避免剩余能量较少的节点参与数据分组转发,均衡了网络中节点的能量消耗。

(2) 网络开销

TR 协议中数据分组沿着树型结构通过父节点或者子节点的转发到达目的节点,路径较长,数据分组的转发次数较多;LF-ZAODV 协议和 EHRF 协议通过发送 RREQ 路由请求或者查找邻居表能够找到传送数据的最优路径,减少了数据分组的转发次数;而且 EHRF 协议在寻路过程中利用了节点的横向邻居节点信息,无须泛洪 RREQ 就能找到最优路径,在寻路效果相同的前提下,减少 RREQ 的转发,从而进一步减小网络开销,具有更高的效率。

(3) 网络寿命

TR 协议中,离 Sink 节点(协调器)越近的节点,其子孙节点越多,承担越多的路由任务,消耗更多的能量,节点死亡越快;LF-ZAODV 协议全网广播 RREQ 分组,寻找最短路径,并按最短路径发送数据分组,但是没有考虑到节点的剩余能量。当节点能量不足时,若继续转发数据,会导致节点的死亡。由于 EHRF 协议在建立路由时,考虑横向邻居节点,源节点比较不同路径的合成深度,选择合成深度最大的路径作为最优路径,尽量在深度较大、节点剩余能量较多的层面上建立路由,减少了深度较小节点的死亡,使网络中节点能耗更均衡,延长了网络寿命。

(4) 路径中节点的平均深度

TR 协议没有考虑路径中节点的深度,节点在转发数据时,只有目的节点是自己的子孙节点时才会通过下层子节点转发数据分组,否则沿树型结构将数据分组传送给上层父节点。从全网来看,上层离协调器较近、深度较小的节点业务量较大,因此路径中节点的平均深度较小。LF-ZAODV 协议和 EHRF 协议都是通过发送 RREQ 分组寻找路径,能够有效减少上层离协调器较近、深度较小的节点转发数据分组,而且 EHRF 协议选路时综合考虑节点的深度和剩余能量,尽量选择深度较大、剩余能量较多的节点参与路由,所以 EHRF 协议的路径中节点平均深度比 TR 协议和 LF-ZAODV 协议大。

(5) 分组平均端到端时延

TR 协议中上层深度较小节点的转发业务较大,分组的时延主要来自于数据分组的转发以及转发过程中在深度较小节点处的排队时延。EHRF 协议和 LF-ZAODV 协议通过 RREQ 分组寻路,能够获得最优路径;并且减少了深度较小节点的转发业务,避免了数据分组的拥塞;减少了数据分组转发的次数,从而有效地降低了时延。EHRF 协议和 LF-ZAODV 协议相比,分组的平均时延有所减少,其主要原因为: EHRF 协议在寻路时可以直接使用节点的横向邻居节点信息,减少了 RREQ 分组的寻路时间; EHRF 协议优先使用深度大的节点进行路由,对节点的业务量有均衡作用,有利于排队时延的减少。

3.4.2 一种高效低时延的 ZigBee 网络多径路由协议

在 ZigBee 网络中,按照树路由传输数据,虽然实现简单、开销小,但是上层节点的业务

量较大, 容易造成数据拥塞, 影响网络的传输带宽, 而且, 一旦路径断裂, 路径很难恢复, 严重影响网络的传输性能。多路径路由协议能够有效地提高网络的传输带宽, 满足无线多媒体传感网中视频、音频等监测数据的有效传输。现有的 ZigBee 网络基于树路由的多路径路由协议 Z-MHTR 具有网络开销过大, 路径建立机制不够优化等方面的问题, 因此, 我们提出了一种基于树路由的 ZigBee 网络高效低时延多径路由协议 ELDMR (Efficient and Low Delay Multipath Routing) [25]。

1. 问题描述

在无线多媒体传感网中, 监控区域的节点向 Sink 节点传送监测到的视频、音频等数据, 对高速率数据应用的处理, 是现有无线多媒体传感网的一个挑战[26]。为了提高基于 ZigBee 技术的无线多媒体传感网的传输带宽, Bidai 等人提出了基于树路由 ZigBee 网络多路径协议 (Zigbee Multipath Hierarchical Tree Routing, Z-MHTR) [27]。该协议利用邻居节点, 经过比对源节点和当前节点的树路由信息 ZTP (ZigBee Tree Path Information), 将数据分组传送给可用的邻居节点, 建立通往 Sink 节点的多条不相交的路径, 从而提高网络的吞吐量, 满足数据传输需求。但是在该协议多路径的建立过程中, 初始阶段通过广播十个数据分组进行路径发现, 导致网络开销较大; 当前节点随机选择没有参与路径的邻居节点作为数据传输的下一跳节点, 下一跳节点选择不够优化, 建立的路径有可能偏长, 导致数据传输的端到端时延可能偏大。

2. ELDMR 协议的改进思路

在 ZigBee 网络地址分配阶段, 节点 MAC 层通过监听邻居节点发送地址分配控制分组的次数, 当深度最小的潜在父节点有多个时, 选择子节点较少的潜在父节点作为父节点加入网络, 从而尽量避免在数据传输阶段由于子节点数目较多而导致的数据传输量大, 在上层节点处出现数据传输拥塞的情况; 通过减少数据传输初始阶段寻路数据分组的发送个数, 降低多路径建立的网络开销; 节点在建立路径时尽量选择深度较小的节点参与路径, 以减小路径的长度; 多路径建立以后, 节点依次使用长度较短的路径传输数据, 尽量缩短数据传输路径的长度, 优化路径选择, 降低数据传输的端到端时延。

3. ELDMR 协议的操作步骤

ELDMR 协议主要在 ZigBee 网络的地址分配阶段和多路径建立阶段进行改进, 下面对地址分配阶段、多路径建立阶段及数据传输阶段的步骤进行详细描述。

(1) 地址分配阶段

在 ZigBee 网络树状拓扑形成之前, 协调器需要确定三个系统参数: 父节点可以拥有的子节点最大数目 C_m 、父节点可以拥有的路由子节点的最大数目 R_m 和网络的最大深度 (以跳数计算) L_m 。详细的地址分配步骤如下。

步骤 1: 网络协调器节点地址为 0, 网络深度为 0, 确定 3 个参数: C_m 、 R_m 、 L_m 后, 在网络中广播组网消息, 其他节点收到组网消息后记录组网参数再进行广播转发。

步骤 2: 网络中未入网的节点通过 MAC 层数据监听, 记录邻居节点发送地址分配控制信息的次数, 发送地址分配控制信息的次数越多, 说明该节点携带子节点的数目越多, 以此判断各个邻居节点已经分配的子节点个数。

步骤 3: 网络中未入网的节点通过对邻居表（一跳范围）的查询，优先选择深度最小的邻居节点作为潜在父节点发送入网请求；若邻居表中深度最小的邻居节点有两个或者两个以上，则选择携带子节点数目最少的节点作为潜在父节点发送入网请求。

步骤 4: 地址为 A_p 的网内路由节点收到未入网节点的入网申请后，根据组网参数进行判断，若无剩余地址可用于分配，则发送拒绝加入消息；若有空余网络地址，则按照 DAAM 分配机制为节点分配网络地址。

步骤 5: 节点收到分配地址的控制信息，确定自己网络地址和的节点深度（父节点的深度加 1）。

(2) 多路径建立阶段

网络中的每个节点通过发送 Hello 控制信息，进行邻居发现，建立自己的邻居表，邻居表中包含的信息有邻居节点地址，与节点的关系（父节点、子节点、横向邻居节点），是否已经参与路由的标志位 *Inuse*。网络中的节点通过邻居节点，找到通往 Sink 节点的不相交的多条路径。在本协议中，树路径作为已有的路径，不必进行路径发现。节点的邻居表中，父节点对应的 *Inuse* 标志为 1。

由于网络中的每一个节点通过 DAAM 地址分配会有一个唯一的网络地址，通过网络地址能够得到节点在网络拓扑中的位置。通过计算，我们可以得到每个节点到达 Sink 节点的树路径信息。网络中节点的树路径信息 ZTP 可经过公式 (3-40) 算出，即

$$ZTP_c = \begin{cases} (C_1, C_2, \dots, C_{d_c}, 0, \dots, 0), & 0 < d_c < L_m \\ (C_1, C_2, \dots, C_{L_m}), & d_c = L_m \end{cases} \quad (3-40)$$

C_k 表示地址为 C、节点深度为 k 的父节点是深度为 $k-1$ 的父节点的第几个子节点，即表示树路径上的每个节点在其深度级别的序号。由此通过 ZTP_c 可以得到 C 节点到 Sink 节点的树路径信息。当 C_k 为 0 时，表示路径结束。 C_k 的计算方法如式 (3-41) 所示，即

$$C_k = \left\lfloor \frac{A_c - k - \sum_{i=1}^{k-1} C_{\text{skip}}(i-1) \times (C_i - 1)}{C_{\text{skip}}(k-1)} \right\rfloor + 1 \quad (3-41)$$

$$C_{\text{skip}}(d) = \begin{cases} 1 + C_m \times (L_m - d - 1), & R_m = 1 \\ \frac{1 + C_m - R_m - C_m \times R_m^{L_m - d - 1}}{1 - R_m}, & R_m \neq 1 \end{cases} \quad (3-42)$$

式中， A_c 表示 C 节点的网络地址， $C_{\text{skip}}(i)$ 表示深度为 i 的路由节点的网络地址偏移量，由式 (3-42) 可以算出。

多路径的建立过程如下。

步骤 1: 源节点将第一个数据分组（数据分组前面加一标志位 *flag*，默认为 0，表示该数据用来建立多路径）发送给自己的邻居表中对应 *Inuse* 不为 1 的节点；同时向周围节点发布自己已参与路径的信息。

步骤 2: 节点收到邻居节点参与路径的通知信息，将邻居表中对应的位置标志为 1。

步骤 3: 中间节点收到 *flag* 为 0 数据分组，判断该数据分组经历的跳数是否为 1，若是 1，执行步骤 4；若不为 1，表示当前节点不是第二跳节点，则执行步骤 5。中间节点收到 *flag* 为 1 数据分组，则执行步骤 6。

步骤 4: 判断该数据分组是否是由子节点发送, 若是, 表示该条路径为树路径, 由于树路径是已经存在的路径, 没有必要再进行路径发现, 所以此数据不再转发; 若该数据分组不是子节点发送, 则执行步骤 5。

步骤 5: 比较当前节点与源节点的 ZTP 信息, 若第一个不相同的分支节点的深度为 1, 说明当前节点与源节点唯一的公共父节点是根节点, 执行①; 若第一个不相同的分支节点的深度为当前节点的深度, 说明当前节点与源节点是兄弟节点, 执行②; 若第一个不相同的分支节点的深度大于 1 小于当前节点的深度, 执行③。

① 节点将数据发送给自己的父节点, 将数据分组前面的 flag 置为 1, 同时向周围节点发布已参与路径的信息, 在路由表中添加源节点到 Sink 节点的路由信息, 源节点传来的数据经过此节点之后按照树路径传送。

② 节点将数据发送给自己的邻居表中对应 Inuse 标志位为 0, 深度最小的节点。同时向周围节点发布自己已参与路径的信息, 在路由表中添加源节点到 Sink 节点的路由信息。

③ 节点将数据发送给自己的父节点, 同时向周围节点发布自己已参与路径的信息, 在路由表中添加源节点到 Sink 节点的路由信息。

步骤 6: 节点收到数据分组, 直接将数据发送给父节点, 同时向周围节点发布自己已参与路径的信息。

步骤 7: Sink 节点收到数据, 获取数据分组中记录的源节点的邻居节点信息, 按照树路由将该节点信息通知给源节点, 表示通过该邻居信息有到达 Sink 节点的不相交路径。

步骤 8: 源节点收到路径回复信息, 建立到 Sink 节点的路由表, 确定到达 Sink 节点的路径条数。

至此, 多路径建立完成。

(3) 数据传输

路径建立以后, 源节点在发送数据时, 优先使用树路由, 之后依次使用长度较短的路径传输数据分组。

路径建立以后产生的数据分组, 在树路径上传送的数据分组, 前面的标志位置为 1。不是沿树路径传送的数据信息, 标志位置为 2。

当节点收到数据信息时, 若数据分组的 flag 为 1 时, 表示该路径为树路径, 将数据分组传送到父节点; 若 flag 为 2, 则查询路由表, 若路由表信息显示数据分组在该节点以后按照树路径传送数据, 则将数据分组的 flag 置为 1 后, 将数据分组传送到路由表中的下一跳节点; 若没有显示, 则直接将数据分组传送到路由表中的下一跳节点。直至将数据分组传送到目的节点 Sink。

4. ELDMR 协议的性能分析

根据我们仿真得到的实验数据, 主要从吞吐量、网络开销、数据分组平均端到端时延以及路径平均长度等方面分析 ELDMR 协议的性能。

(1) 吞吐量

在 Z-MHTR 协议的多路径建立过程中, 节点在选择转发数据的下一跳时, 选择邻居节点中没有参与过此数据传输的邻居节点, 没有考虑到邻居节点的深度, 即节点离协调器的距离, 导致网络中数据传输路径偏长, 进而导致数据传输时延增大, 网络吞吐量降低。我们提出的 ELDMR 协议主要从两个方面提高网络的吞吐量。

① 在地址分配阶段, 节点选择潜在父节点发送入网请求时, 如果深度最小的潜在父节点不止一个, 则选择子节点个数最少的潜在父节点发送入网请求, 尽量避免在数据传输阶段由于子节点数目较多, 数据传输量大, 在上层节点处出现数据传输拥塞, 降低网络性能。

② 多路径建立时, 节点在选择转发数据的下一跳时, 选择邻居节点中没有参与过此数据传输的深度最小的邻居节点作为传输数据的下一跳, 减少数据传输的跳数, 缩小传输时延, 从而提高网络的吞吐量。

(2) 网络开销

Z-MHTR 协议在建立路径阶段, 源节点将初始的 1~10 个数据分组发送给自己的邻居节点, 中间节点通过比较当前节点和目的节点的 ZTP 信息, 确定传输数据的下一跳, 将数据传送到 Sink 节点。Sink 节点收到数据分组以后, 按照树路由将路径回复信息 (包含源节点的邻居信息) 发送给源节点, 源节点以此确定能够将数据传送到 Sink 节点的邻居节点。与 Z-MHTR 协议相比, ELDMR 协议主要从两个方面减少网络开销。

① 源节点将第一个数据分组发送给自己的邻居节点以建立路径, 由于树路径是已经存在的路径, 所以在路径建立阶段, 不必进行树路径的建立和确认, 所以如果第二跳节点收到子节点传来的数据, 说明是按照树路由传送的数据, 不进行转发。如果是邻居节点传来的数据, 则选择下一跳转发数据。在寻路效果相同的前提下, 减少寻路数据分组的转发和树路径的建立与确认, 减少网络开销。

② 在多路径建立阶段, 尽量选择深度较小的邻居节点参与数据传送, 减小数据传输的路径长度, 即减少了数据分组的转发次数, 有助于降低网络开销。

(3) 数据分组平均端到端时延

网络中数据传输的端到端时延主要有来自两个方面, 一是数据分组在节点处的发送时延, 二是数据分组在节点处等待发送的排队时延。ELDMR 协议能够降低数据传输的端到端时延, 主要原因包括:

① 在地址分配阶段, 节点选择潜在父节点发送入网请求时, 如果深度最小的潜在父节点不止一个, 则选择子节点个数最少的潜在父节点发送入网请求, 尽量避免在数据传输阶段由于子节点数目较多、数据传输量大而导致在上层节点处出现数据传输拥塞, 以此降低数据分组发送的排队时延;

② 在多路径建立阶段, 节点尽量选择深度较小的邻居节点参与数据传送, 减小数据传输的路径长度, 即减少了数据分组的转发次数, 降低数据分组的发送时延, 所以 ELDMR 协议整体上有效地降低了数据分组的端到端传输时延。

③ 多路径建立完成以后, 源节点在发送数据分组时, 按照路径的长度, 优先使用树路径传送数据, 之后依次使用长度较短的路径, 尽量降低数据分组的传输时延。

(4) 路径平均长度

在多路径建立阶段, 在节点的邻居节点中有多个可选的下一跳节点时, 节点选择深度较小的邻居节点参与数据传送。节点深度越小, 离 Sink 节点越近, 数据的传输路径越短。所以优先选择深度较小的节点参与路由, 能够减小数据传输的路径长度。多路径建立完成以后, 源节点在发送数据分组时, 按照路径的长度, 优先使用树路径传送数据, 之后依次使用长度较短的路径传送数据, 尽量减小传输数据分组的路径长度。所以 ELDMR 协议的数据传输路径平均长度较 Z-MHTR 协议有所减少。

3.4.3 一种能耗均衡的高效跨层路由协议

节点能量受限是无线传感器网络最显著的特点，传输 1 bit 所消耗的能量远大于运算 1 bit 消耗的能量^{[28][29]}。因此，在能量有限条件下，通过降低和均衡节点能耗来延长网络生存时间设计高效的路由协议是无线传感器网络面临的重要挑战之一。我们提出了一种基于跨层机制的高效能耗均衡路由协议——EERCD (Efficient Energy-balanced Routing Algorithm Based on Cross-layer Design)^[30]，通过引入梯度探测反馈、跨层能量感知等策略，降低和均衡网络节点能耗，以延长网络生存期。

1. 问题描述

在多 PAN 的 ZigBee 网络通信过程中，一般可细分为三个阶段：第一个阶段为 PAN 间路由建立阶段，这个阶段主要是从 PAN 的层面考虑构建一条到目的 PAN 网关的路由；第二个阶段为目的 PAN 路由建立阶段，在这个阶段中，目的 PAN 网关采用某种机制，建立至目的节点的通信链路；第三个阶段为数据传输阶段，在这个阶段中，所有的节点都已经确立好了自己的下一跳转发节点，并进行数据传输。

由于无线传感器网络是一个资源有限的网络，特别是网络中节点的能量资源受到特别大的限制，因此，为了提高节点能量的使用效率及延长无线传感器网络的工作时间，在设计 PAN 间路由协议的过程中，需要充分考虑到网络中节点的剩余能量以及数据传输的能耗等因素。需要具备下列特点：第一，最大化网络生命期，减小不必要的能量开销；第二，均衡转发节点能量，避免其过早死亡。现有 PAN 间路由协议存在如下一些问题：

① 现有的 PAN 间路由协议在“节点→网关”的上行路由和“网关→节点”的下行路由，均采用泛洪路由请求消息的方式来构建通信链路，控制分组的传输耗费了大量节点能量，影响网络生存期。

② 邻居节点的剩余能量信息更新不及时，易造成处于多条链路的关键节点被过度利用，该协议并未提供路由替换策略来避免这些节点能量过早耗尽。

2. 能耗模型

采用经典的第一阶比 FORM (First Order Ratio Model) 能量消耗模型^[31]，如图 3-14 能量模型所示。根据该模型假定，每传输或者接收 1 bit 数据，对应的发射模块或者接收模块能量损耗均为 E_{elec} ，功率放大器能量损耗为 ϵ_{amp} ，在半径为 r 的自由空间中传播能量损耗为 r^2 。在该模型中，在距离为 d 的自由空间中传播 k bit 数据能量损耗如式 (3-43)、式 (3-44)。

发射能量损耗

$$E_{\text{Tx}}(k, d) = E_{\text{elec}} \times k + \epsilon_{\text{amp}} \times k \times d^2 \quad (3-43)$$

接收能量损耗

$$E_{\text{Rx}}(k) = E_{\text{elec}} \times k \quad (3-44)$$

式中， E_{Tx} 是发射总能耗， E_{Rx} 是接收总能耗。因此，中继一次 k bits 的数据所消耗的能量 E 如式 (3-45)，即

$$\begin{cases} E(k, d) = 2 \times E_{\text{elec}} \times k + \varepsilon_{\text{amp}} \times k \times d^2, & d < d_0 \\ E(k, d) = 2 \times E_{\text{elec}} \times k + \varepsilon_{\text{fs}} \times k \times d^4, & d \geq d_0 \end{cases} \quad (3-45)$$

式中, E_{elec} 为发送和接收单位字节消息的损耗常量, d_0 为采用自由空间模型与多路径衰减模型的阈值; 当传输距离小于阈值 d_0 , 功率放大损耗采用自由空间模型; 当传输距离大于等于阈值 d_0 时采用多路径衰减模型。 ε_{fs} 和 ε_{amp} 分别为这两种模型中发送放大器每发送单位比特信息所需能量; d 为两节点间通信距离。式 (3-45) 中所用到的参数具体数值如表 3-2 所示。

表 3-2 能量消耗模型参数值

参数	取值
ε_{amp}	10 pJ/bit/m ²
ε_{fs}	0.0013 pJ/bit/m ⁴
E_{elec}	50 nJ/bit
d_0	87 m

3. EERCD 协议的基本操作

EERCD 协议的操作过程包括 3 个连续的阶段: 上行路由生成阶段、下行路由生成阶段和数据传输阶段。

(1) 上行路由生成阶段

步骤 1: 初始化操作, 网关向连接 PAN 泛洪梯度扩散消息 (Gradient), 建立以网关为原点的网络梯度层次场。令网关的梯度层次为 0, 节点 i 的梯度层次 L_i 趋向 ∞ , 梯度扩散消息中包含梯度层次、前一跳地址、剩余能量、PAN 标识符等。

步骤 2: 节点 i 维护梯度层次 L_i 和到网关的转发节点集 $S = \{D_1, D_2, \dots, D_k\}$, $i < N$, N 为网络节点数量。节点 D_k 的梯度层次为 L_k , $L_i - L_k = 1$ 。节点 i 收到来自其他节点 j 的梯度扩散消息, 将自身梯度层次 L_i 与 L_j 相比较: 如果 $L_i > L_j + 1$, 清空转发节点集 S 并将节点 j 写入, 其中, 设置梯度层次 $L_i = L_j + 1$; 更新梯度扩散消息中梯度、剩余能量、前一跳地址等域值为 i 的信息, 继续向外广播。如果 $L_i = L_j + 1$, 仅将节点 j 添加到节点 i 的转发节点集 S 中; 如果 $L_i < L_j + 1$, 丢弃梯度扩散消息, 不做任何处理。

(2) 下行路由生成阶段

步骤 1: 经过 T_{wait} 时刻后, 处于梯度层次最大的叶子节点 i , 构建梯度反馈消息 (Gradient_Feedback), 并将该消息组播给转发节点集 $S = \{D_1, D_2, \dots, D_k\}$ 中的 k 个节点。该消息中含有 i 的网络地址、剩余能量, 梯度反馈消息的结构如表 3-3 所示。

表 3-3 梯度反馈消息格式

剩余能量	跳数 h	地址 d_1	地址 d_2	...	地址 d_m
------	--------	----------	----------	-----	----------

初始时, 跳数 h 设置为 0, 地址 d_1 设置为当前节点 i 的地址, 地址 d_k 设置为 -1, $1 < k \leq m$ 。

步骤 2: 节点 j 保存到节点 i 的下行路由转发节点集 $T_i = \{X_1, X_2, \dots, X_k\}$, 其中, $i, j < N$, N 为网络节点数量。节点 j 收到梯度反馈消息后, 提取出消息中地址集合 $H = \{d_1, d_2, \dots, d_m, 1 < m \leq h\}$, 构建以 d_i 为目的节点的路由表项, d_h 添加到转发节点集 T_i 中。

将自身地址写入消息的 d_{h+1} 域中, 跳数 h 域值加 1, 该消息组播给转发节点集 S , 其他节点重复该操作步骤直至达到网关后, 不再转发该反馈消息。

(3) 数据传送阶段

步骤 1: 节点 i 遍历转发节点集 S , 选择能量最大的节点 D_j 作为下一跳转发节点。节点 D_j

收到数据分组后,将当前节点的能量剩余值写入 MAC 层的 ACK 帧中,利用确认回复机制捎带给节点 i 。

步骤 2: 节点 i 收到 ACK 帧后,提取出节点 D_j 的剩余能量值并采用跨层方式告知网络层。节点 i 搜索转发节点集 S ,更新节点 D_j 的剩余能量。

步骤 3: 网关收到数据分组后,遍历指向目的节点的转发节点集 T ,选择能量最大的节点作为下一跳转发节点,下一跳节点剩余能量的获取方式与步骤 2 相同,如此,直至数据分组到达目的节点。

4. EERCD 协议的新机制

(1) 跨层设计的能量信息更新

网络节点能耗均衡是设计路由协议时须考虑的重要因素。在数据分组传递过程中,当转发节点集中包含多个备选转发节点时,剩余能量阈值成为路由判决的主导性依据。因此,如何实时获取备选转发节点能量信息成为关键。IEEE 802.15.4 标准中 MAC 层采用了 ACK 确认反馈机制,即节点 MAC 层收到单播数据时,须立刻反馈 ACK 帧告知源节点该数据帧处于成功接收状态^[32]。因此,我们引入 ACK 帧捎带机制,即在 ACK 帧中加入包含当前节点剩余能量字段。源节点收到 ACK 帧后,提取出剩余能量信息通过跨层方式告知网络层,更新该节点能量信息。这种方式在不增加额外开销的前提下,保证实时获取邻居转发节点的能量值。避免关键节点因过度使用而导致能量耗尽的现象,以达到均衡网络节点能耗的目的。

(2) 构建多径下行路由

IP-AODV 协议采用泛洪请求控制消息的方式来执行路由建立任务,该机制使得本不处于通信链路上的网络节点也被迫参与 RREQ 消息的转发,成为消耗网络节点能量、占用网络带宽资源的重要因素。因此,从原理上避免采用这样的路由建立机制,是从本质上节省能量和减少开销的关键。通过分析,我们发现“网关→节点”的通信路径属于“一对多”模式,提出一种基于梯度探测的反馈机制。在网关梯度扩散过程中,处于梯度层次最深的叶子节点通过侦听方式发现扩散结束,将构建一个梯度反馈消息,沿着已构建的多径上行链路以逐跳方式转发至网关。节点收到反馈消息后,提取分组中包括的地址信息并建立以这些地址作为目的字段的路由表项,然后将自身的地址添加到分组中,继续转发。由此,网关构建了至 PAN 节点全部节点的多路径下行链路。

(3) 合成跳数机制均衡节点能耗

在梯度扩散过程中,处于梯度层次为 L 的节点,收到网关的梯度扩散分组后,比较分组中跳数域值 TTL 与 L 的大小关系:当 $L=TTL+1$ 时,表征该节点与转发节点集中的其他节点相比,到达网关所经跳数值相同。因此,采用如下操作方式:提取出分组中的地址和剩余能量信息增加至转发节点集,构建备份冗余路由。在数据分组转发阶段,提出了一种基于能量和跳数值的路径度量机制——合成跳数 H ,定义如下:合成跳数 $H = \text{转发节点梯度 } L + \text{转发节点的剩余能量 } E_r / \text{节点的初始能量 } E_{\text{init}}$,其中, $0 \leq (E_r/E_{\text{init}}) \leq 1$,所以 $L \leq H \leq L+1$ 。合成跳数表明在跳数相同的条件下,考虑节点的剩余能量作为衡量标准。剩余能量大,合成跳数 L 较大。遍历转发节点集选择合成跳数 L 最大的节点作为下一跳转发节点,可以均衡节点负载和能耗,延长网络生存期。

5. EERCD 协议的性能分析

根据我们仿真得到的实验数据,主要从通信开销、传输成功率、网络生存期及网络首个节点死亡时间等方面分析 EERCD 路由协议的性能。

(1) 通信开销

通信开销减少的主要原因是 EERCD 协议引入了两种机制:

① 采用了梯度扩散以构建节点至网关的上行路由,节点在数据分组传输时利用已构建的梯度路由来传输数据,避免了泛洪请求控制消息来执行寻路操作任务,减少了开销。

② 引入探测反馈机制构建网关到 PAN 内节点的下行路由,当网关在寻找目的节点时,直接利用已构建下行路由传输数据分组。

这两种机制都有效地避免采用泛洪操作的方式来执行路由建立任务,可以有效地减少开销。

(2) 传输成功率

EERCD 协议避免泛洪的寻路方式,防止数据分组传输过程中产生拥塞和碰撞而引起的丢包现象,提高传输成功率,并保护了节点能量,延缓了第一个节点死亡时间。由此说明,EERCD 协议在密集能量受限的网络中拥有较高的传输成功率。

(3) 网络的生存时间

EERCD 协议引入了两种机制:网关用先验方式构建至节点的下行多路径;ACK 能量捎带反馈机制。通过这两种方式,减轻网络节点参与 RREQ 分组的繁重任务,减少控制分组消耗的能量,保护节点能量主要参与数据分组的转发操作。同时,利用跨层机制使节点实时掌握链路中邻居节点剩余能量,根据剩余能量阈值进行路由替换,在一定程度上保护了节点能量,避免了关键节点能量过耗的现象,以达到延长网络生存期的目的。

(4) 网络首个节点死亡时间

EERCD 采用了两种策略:引入节能策略,避免了多次广播寻路请求消息的操作,保护了节点能量。基于跨层感知的能耗均衡策略,在 ACK 帧中捎带节点剩余能量信息,使节点实时掌握链路中邻居剩余能量,及时地进行路由调整,避免能量较低的节点被过度使用的情况,延长网络节点生存时间。

3.4.4 基于邻居信息的 Zigbee 网络高效路由协议

树路由是 Zigbee 网络常见的路由机制,该路由机制不需要节点有多大的存储空间,因为树路由不需要建立路由表;同时节点只需要通过计算就能确定下一跳,确定下一跳的时延会很低。节点的网络地址不仅仅代表了一个节点符号,还包含了该节点的父节点网络地址、子节点网络地址、节点深度、节点类型等信息。虽然树路由已经被进行了改进,但是仍然存在能耗和时延方面的问题。新提出的 NIATR (Neighbor Information Assisted Tree Routing for Zigbee Netwprks)^[33]路由协议,不但能够对树路由进行改进,而且很好地适应了 Zigbee 网络节点功能简单、能量有限的特点。

1. 问题描述

为了适应 Zigbee 网络的结构和节点特性,基于分布式地址分配 DAAM(Distributed Address Assignment Mechanism)机制的 Cluster-Tree 路由协议是一种最基本的路由机制。节点无须进行路由发现过程,也无须建立和维护路由表,节点只建立和维护邻居表。节点在接收到数据分组之后,如果发现目的地址不是自己,只需要对分组的目的地址进行计算,就能确定下一跳地址,开销很小。Cluster-Tree 路由协议在单跳的时延方面较低,没有路由发现过程使得数据分组在中间节点的停留时间会很短。但是,Cluster-Tree 路由协议在转发数据分组时只会发送给自己的父节点或者子节点,具有局限性,这样对周围网络的拓扑利用不足,造成了路径的非最优。Zigbee 网络采用 Cluster-Tree 路由协议会使得网络深度小的节点数据业务量变大,这些节点与其他深度大的节点初始能量都一样,但是一段时间后就会因为耗能过快而率先“死亡”,造成整个网络性能的降低,甚至瘫痪。

2. 基本思路

基于 Cluster-Tree 路由协议的 Zigbee 网络,可以达到较高的数据传送成功率,同时路由协议的简单性也节省了节点能量,降低了单跳的时延。但是,这样简单的协议所得到的路径可能并非最优,从而使得整体路径出现非最优的情况,整体时延和开销就会变大。为了优化路径,同时尽可能地减小额外开销,利用节点周围一跳和两跳邻居信息,作为多个下一跳的选择,使得节点同样也只是需要计算,通过比较,选择继续传送数据分组到目的节点的跳数最小的一条路径。节点本来就维护自己的一跳邻居表,这里额外开销主要是体现在两跳邻居信息的获取上,在获取两跳邻居的过程中,又利用到周期发送信标帧的机制,将自己非父子关系的一跳邻居节点的网络地址加入到该信标帧,避免了节点重复单独发送地址信息,这样就获取了节点的两跳邻居信息。利用一跳和两跳邻居信息带入公式分别进行计算就可以得到传送到目的节点的各个路径,进而选择跳数最少的路径作为下一跳要选择的途径。

3. NIATR 协议的基本步骤

基于邻居信息的 Zigbee 网络树路由协议(Neighbor Information Assisted Tree Routing for Zigbee Netwprks, NIATR)协议的前提是:网络已经完成了组建过程,网络状况比较稳定,网络已经开始正常运行,每个节点都获得了自己唯一的网络地址。该协议可以分为两个主要阶段。

(1) 两跳邻居节点的网络地址获取阶段

步骤 1: 节点在周期性发送信标帧之前,将自己一跳横向邻居节点的网络地址信息,加入到信标帧中,然后广播出去通知自己的邻居节点,自己的父子节点网络地址就不需要加入进来,因为可以通过该节点自身的网络地址计算得出。

步骤 2: 周边节点在接收到邻居节点发送过来的信标帧之后,将其横向邻居节点的网络地址提取出来,然后存入到新建的两跳邻居表中。该表包括两项内容,一个是两跳邻居网络地址,另一个是与其对应的一跳邻居网络地址。这样每个节点就会获取自己的两跳邻居节点地址信息。

(2) 通过地址信息计算路径阶段

步骤 1: 节点在收到数据分组之后,会提取出分组的目的地址,如果发现目的地址不是自己的,就进行下面的步骤,如果是自己的则直接将数据分组内容提取出来。

步骤 2: 首先判断目的网络地址是否是自己的子孙节点, 若是则直接根据 Cluster-Tree 路由协议的公式计算出下一跳, 如果目的节点是子孙节点, 则按照树路由直接转发的路径是最优的; 若不满足则执行下面的步骤。

步骤 3: 在自己邻居表中检查目的节点是否是自己的邻居节点, 如果是则直接进行转发; 如果不是则执行下面的步骤。

步骤 4: 首先, 计算两跳邻居节点到目的节点的跳数记为 N_1 , 本节点按照 Cluster-Tree 路由协议计算出到目的节点的跳数 N_2 , 如果 $N_1 < (N_2 + 2)$, 则表明此数据包转发到该两跳邻居节点, 由该两跳邻居转发数据到目的节点优于本节点直接转发数据包。然后, 再计算一跳邻居节点到目的节点的跳数记 N_3 , 如果 $(N_3 - 1) < N_2$, 则表明从此一跳邻居节点转发数据到目的节点要优于从本节点按照 Cluster-Tree 路由协议直接转发数据包。

① 按照 Cluster-Tree 路由协议转发数据包, 如果一跳和两跳邻居都优于本节点, 比较一跳和两跳邻居节点到目的节点的跳数。如果 $(N_1 - 1) > N_2$, 那么就将数据发送给该一跳邻居节点, 让其进行转发; 否则, 就发送到两跳邻居表中, 查找该地址所对应的一跳邻居, 让其进行转发。

② 如果①的情况都没有出现, 就执行第 5 步的操作。

步骤 5: 本节点按照 Cluster-Tree 路由协议进行转发数据包, 到其父节点。

4. NIATR 协议的新机制

(1) NIATR 协议对地址信息的解析

① 利用地址信息计算公共父节点网络深度。

首先, 计算出源节点 S (网络地址为 A) 在深度 $d=1$ 时候, 其父节点的地址为 $A_{\text{parent},1}$ 。要得到 $A_{\text{parent},1}$, 先用 $C_{\text{skip}}(0)$ 整除 A_{n-1} , 得到商 Q_0 , 余数为 R_0 。根据子节点地址分配公式 (3-46)

$$A_d = \sum_{i=0}^{d-1} E_{i+1} \times C_{\text{skip}}(i) + F \quad (3-46)$$

就可知 $Q_0=E_1$, 其中 E_{i+1} 表示地址为节点在 $i+1$ 层的父节点加入其 i 层父节点的加入次序, F 则根据源节点是路由节点或者终端节点不同而不同, 如果是路由节点则 $F=d$; 如果是终端节点则 $F=n_d+d+1$ 。通过式 (3-47) 得到余数

$$R_0 = \sum_{i=1}^{d-1} E_{i+1} \times C_{\text{skip}}(i) + F - 1 \quad (3-47)$$

由式 (3-48) 得到源节点在 $d=1$ 的父节点

$$A_{\text{parent},1} = E_1 \times C_{\text{skip}}(0) + 1 \quad (3-48)$$

用 $C_{\text{skip}}(1)$ 整除 R_0-1 , 得到商式 (3-49) 和余数式 (3-50)

$$Q_1=E_2 \quad (3-49)$$

$$R_1 = \sum_{i=2}^{d-1} E_{i+1} \times C_{\text{skip}}(i) + F - 2 \quad (3-50)$$

可 (3-51) 得到源节点在 $d=2$ 的父节点

$$A_{\text{parent},2} = A_{\text{parent},1} + E_2 \times C_{\text{skip}}(1) + 1 \quad (3-51)$$

重复上面的步骤就可以得到式 (3-52), 即节点 A 在 $d-1$ 层的父节点的地址

$$A_{\text{parent},d-1} = A_{\text{parent},d-2} + E_{d-1} \times C_{\text{skip}}(d-2) + 1 \quad (3-52)$$

同理也可以算出目的节点 D (地址为 B) 在各层的父节点。网络协调器是所有节点的父节

点,这里所要找的公共父节点是网络深度最大的一个,当A节点的深度为 j 的父节点也是目的节点B的父节点,并且A节点深度为 $j+1$ 的父节点不是目的节点B的父节点,则可以确定A节点深度为 j 的父节点就是与B节点的公共父节点。

② 利用地址信息计算目的节点的网络深度

因为根据上面目的节点B的网络地址可以计算出其每一个层的深度父节点的网络地址,随着深度由0增加到 d 会出现节点地址就是目的节点本身,此时对应的网络深度就是目的节点的深度。

③ 计算到目的节点所用的跳数

通过前两步计算出来的公共父节点的网络深度记为 d_F ,以及目的节点网络深度 d_D ,当前节点网络深度记为 d_S ,进而计算得到传送到目的节点的跳数为 $d_{\max}=d_S+d_D-2d_F$ 。

将其中A节点地址和网络深度换成邻居节点,经过上面三个步骤就可以分别得到各个节点转发到目的节点所需要的跳数,进而对这些跳数进行比较,确定最优路径。

(2) NIATR协议的邻居表

① 原有的一跳邻居表。在Zigbee网络标准中^[34],节点只维护自己的一跳邻居表,该表主要包含了4项内容,分别是节点地址、节点网络深度、节点类型(是路由节点还是终端节点)和与本节点是否有父子关系。

② 新加入的两跳邻居表。该两跳邻居表只包含了两项内容,分别是横向两跳邻居节点的网络地址和对应的一跳邻居节点的网络地址。节点纵向两跳邻居也就是与一跳邻居节点有父子关系的节点地址可以通过计算得出,相应的节点深度和类型都可以通过地址计算得出,所以这样就简化了表项的内容,节约了存储空间。

5. NIATR协议的性能分析

根据仿真得到的实验数据,主要在数据分组端到端时延和分组端到端的平均跳数两方面分析NIATR路由协议的性能。

(1) 数据分组端到端时延

由于Zigbee网络原有的Cluster-Tree路由协议没有路由发现过程,因此原有的协议在时效性方面已经有一定的基础,改进的协议也是在原有协议的基础上通过增加计算过程,没有增加路由发现过程,也没有单独重新发送新的控制分组,并且很可能找到比原路径更优的路径。

(2) 分组端到端的平均跳数

仿真表明,ERBEI协议的分组平均端到端时延低于Epidemic路由协议。ERBEI协议能够减小时延的原因主要有3个方面:

- ① 优先发送数据分组,减少了其等待时间;
- ② 只交换分组索引的增量,减少了控制消息交换的耗时;
- ③ 节点相遇感知过程中不使用Echo消息,缩短了感知时延。

仿真结果还显示随着节点通信范围的增大,三种协议的平均时延在总体上都有下降的趋势,这是由于节点通信范围的增大能够增加节点相遇机会从而有利于加快数据转发的缘故。

3.5 移动 Sink 传感器网络路由协议优化研究

传感器网络路由协议中数据收集协议有很多。静止的单 Sink 网络, 数据分组通过多跳的方式发送给 Sink 节点, 造成了 Sink 节点周围的传感器节点负载过重, 从而网络断裂导致寿命下降。虽然提出了分簇等路由机制, 在一定程度上均衡了能耗, 但是由于存在着转发, 出现了单跳移动 Sink 直接收集静止的传感器节点中数据的收集方法。我们对移动 Sink 传感器网络路由协议的数据收集协议中因路线设计导致的时延等问题进行深入研究, 对现有的协议中移动路线提出了改进方案, 从而能够在单跳收集数据节能的基础上继续提高网络性能。

3.5.1 一种低时延的移动 Sink 传感器网络路由协议

本节介绍的一种新的数据收集路由协议 LDCR (Low-Delay Data Collection Routing Based On Ring-Like Routes) ^[35], 设计和优化了 Sink 节点的移动路线, 使 Sink 节点沿着封闭的环形路线移动, 避免了往复路线两端传感器节点的数据分组等待时间过长, 降低了分组平均时延, 减少了存储开销。

1. 模型及问题描述

(1) 数学模型

一个无线传感器网络可以用图 $G=(V, E)$ 来表示, V 表示网络中所有节点的集合, $V=\{S\} \cup \{S_i \mid i=1, 2, \dots, n\}$, S 表示 Sink 节点, S_i 表示第 i 个传感器节点, n 为传感器节点个数; E 表示网络中所有通信链路的集合, 某个时刻网络中存在的通信链路是 E 的一个子集, 链路的代价可以是数据传送时延、链路长度等。

无线传感器网络中的数据收集是指通过 E 中的 1 条或多条链路, 将数据从 S_i 传送到 S ; 数据收集方法则是指根据一定规则和要求进行上述数据传送的具体方式。我们提出的数据收集路由协议, 是在 S_i 与 S 之间仅有 1 条链路的情况下传送数据, 并且使该链路的链路代价和建立时间尽可能小。

(2) 问题描述

传感器网络中, 当 Sink 节点沿一定的路线移动并收集通信范围内传感器节点的数据分组时, 如果路线设计的不合理, 将会影响 Sink 节点对网络的覆盖, 或者即使能够覆盖到全网, 但也可能造成部分节点的数据存储量过大而从缓存中溢出的情况。Kinalis S 等^[40]提出了自适应停留时间和往复移动路线, 根据节点密度算出停留时间的两个门限值, 沿往复移动路线移动, 移动到终点时再沿原路返回。由于需要的停留时间不仅跟节点密度有关而且跟时间有关, 这样在路线两端的节点跟 Sink 节点接触的间隔时间较长, 分组容易有较大时延, 占用缓存较大, 如果缓存有限则分组容易溢出, 且停留时间有限, 可能一次接触不能传送完数据, 从而影响网络性能。

2. LDCR 协议的主要思想

对移动路线进行了优化,使原来沿一条来回移动的往复路线变为封闭的可以循环移动的环形路线。为有效覆盖整个网络区域并降低数据分组的传输时延,LDCR 使 Sink 节点沿环形路线移动,并针对不同场景设计环形路线。

3. LDCR 协议的新机制

LDCR 路由协议针对矩形区域和非矩形区域,分别设计了不同的环形路线,具体机制如下。

1) 矩形区域

对于长、宽分别为 P 、 Q 的矩形网络区域,LDCR 将其分割成 $j \times k$ ($j > 0, k > 0$) 个正方形子区域,称为小区;其中, $j = P / \sqrt{2}R$, $k = Q / \sqrt{2}R$, R 为传感器节点的通信半径。这样,当 Sink 节点位于小区中心时,可以与小区内所有传感器节点通信。当场景为正方形时, $P = Q$,则 $j = k$;否则, $j \neq k$ 。根据 j 和 k 的奇偶性,分下面两种情况。

(1) 情况 1: $j = 2m \cup k = 2n$ 类型 (m 、 n 为大于零的整数)

停留点的个数为 $j \times k$,当 j 、 k 中至少有一个是偶数时,其为偶数。此时,以区域左上角的小区为起点,假设其位置坐标为 $(0,0)$,水平向右为 x 轴正方向,第一排从左到右的小区坐标分别为 $(0,0)$, $(1,0)$, $(2,0)$, \dots , $(j-1,0)$;水平向下为 y 轴正方向,第一列从上到下小区坐标分别为 $(0,0)$, $(0,1)$, $(0,2)$, \dots , $(0,k-1)$,先设 k 为偶数(当只有 j 为偶数时候情况类似,只是在以下过程中把 j 和 k 调换过来即可)。LDCR 中路线的设计方法如下:

- ① 以 $(0,0)$ 为起点,向 x 轴正向移动 $j-1$ 个小区;
- ② 向 y 轴正向移动 1 个小区;
- ③ 向 x 轴负向移动 $j-2$ 个小区;
- ④ 向 y 轴正向移动 1 个小区;
- ⑤ 向 x 轴正向移动 $j-2$ 个小区;
- ⑥ 重复步骤②~⑤,直至到达 $(j-1,k-1)$;
- ⑦ 向 x 轴负向移动 $j-1$ 个小区,到达 $(0,k-1)$;
- ⑧ 向 y 轴负向移动 $k-1$ 个小区,回到 $(0,0)$ 。

至此,一个完整的环形路线形成。

图 3-15 中带箭头的实线显示了 $j=6$ 、 $k=4$ 时 LDCR 设计的路线。在 Kinalis 等^[36]提出的协议中,Sink 节点在每个水平线上从头移动到尾,然后沿下一行反向移动,完成一次遍历后沿原路线返回,如图 3-15 中带双向箭头的虚线;这样的路线会造成路线两端节点中的数据分组时延增大和缓存占用增加。环形的路线不一定非是开口向右的“凹”,也可以是别的形状,只要能构成哈密顿回路即可。

(2) 情况 2: $j = (2m+1) \cap k = (2n+1)$ 类型 (m 、 n 为大于零的整数)

当 j 和 k 均为奇数时,小区个数即停留点个数也为奇数,往复路线不变,如图 3-16 中带双向箭头的虚线所示;而 LDCR 不能构成如图 3-15 的路线,需要引进一个 $\sqrt{2}$ 长度的线段,如图 3-16 中的带箭头实线所示,LDCR 中路线的设计方法如下:

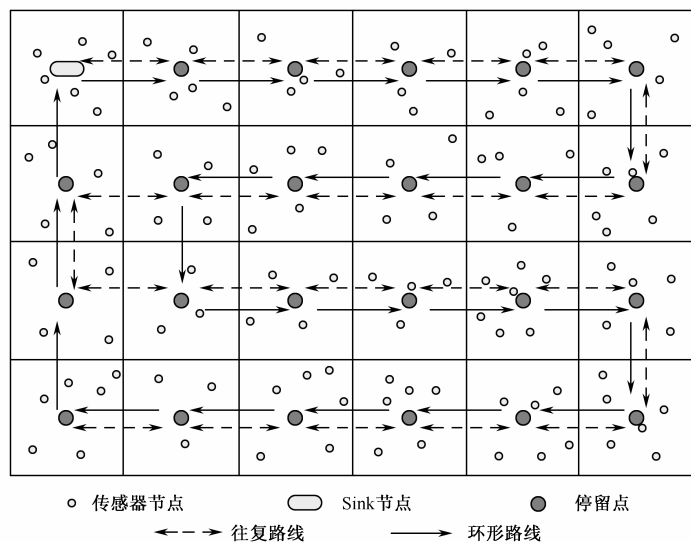


图 3-15 包含 6×4 个停留点的网络分割及移动路线

- ① 以 $(0, 0)$ 为起点, 直接移动到 $(1, 1)$;
- ② 向 y 轴负向移动 1 个小区;
- ③ 向 x 轴正向移动 1 个小区;
- ④ 向 y 轴正向移动 1 个小区;
- ⑤ 向 x 轴正向移动 1 个小区;
- ⑥ 重复第②~⑤步, 直至到达 $(j-1, 1)$;

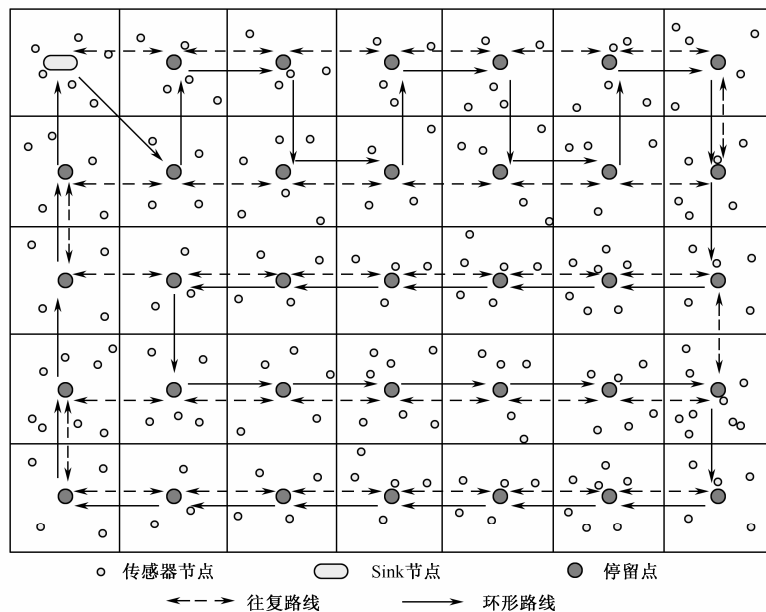


图 3-16 包含 7×5 个停留点的网络分割及移动路线

⑦ 重复情况1中的第②~⑧步，直至到达(0,0)。

这样的设计使得路线尽可能短并避免了 Sink 节点沿重复路线移动。路线不一定严格是这样的图形，只要有一个 $\sqrt{2}$ 长度的，然后其余的刚好能构成一个封闭的环形即可。

2) 非矩形区域

对于非矩形场景，比如不规则多边形和边缘为曲线的场景，我们采用外接矩形的方法：先为场景设计一个外接矩形，然后在此外接矩形中用前文所述方法设计环形路线；使得 Sink 节点能够按设计的路线移动，即可不重复覆盖全网。

4. LDCR 协议的性能分析

首先，假设共有 n 个小区，即 n 个停留点，Sink 节点从每个停留点移动到下一个位置需要的时间是 1 秒，数据分组产生的速率为 λ 个/秒；每个小区中有且只有一个传感器节点，位于小区中心；且当 Sink 节点到达停留点位置时才收集该节点的数据；所有节点的缓存足够存储产生的所有数据分组。

此外，关于 LDCR 使用环形路线对时延性能的影响，有以下引理。

引理：设 S 为网络面积， R 为节点通信半径，网络条件相同；当 $S > 8R^2$ 时，环形路线移动方法的平均端到端时延小于往复路线移动方法的平均端到端时延。

证明：

根据停留点个数的不同，可以分为：停留点为偶数个，LDCR 可以直接构成等段环形（如图 3-15）；停留点为奇数个，LDCR 不能直接构成等段环形（如图 3-16）两种情况。

1) 偶数个停留点

(1) 沿往复路线移动的平均时延计算

图 3-17 是图 3-15 中 Sink 节点在栅格图中的往复移动路线的提取。当有 n 个停留点时 ($n=j \times k$)，Sink 节点一轮需要移动 $n-1$ 段路线。当 Sink 节点从位置 1 移动到位置 2 时，距离上次离开位置 2 有两个时间单位，存在该小区传感器节点中的数据分组为 2λ 个，其中第一个分组的时延为 0（刚产生即被收集），第二个时延为 1，第三个为 2， \dots ，第 2λ 个为 $2\lambda-1$ ，总时延为 $0+1+2+\dots+2\lambda-1=2\lambda(2\lambda-1)/2$ 秒；当 Sink 节点从位置 1 移动到位置 3 时，距离上次离开位置 3 有 4 个时间单位，总时延为 $4\lambda(4\lambda-1)/2$ 秒； \dots ；当 Sink 节点从位置 1 移动到位置 n 时，数据分组的总时延为 $2(n-1)\lambda[2(n-1)\lambda-1]/2$ 秒；Sink 节点从位置 n 向位置 1 移动与从位置 1 向位置 n 移动完全对称，因此我们只考虑从位置 1 向位置 n 移动的平均时延计算如式(3-53)，即

$$\begin{aligned} \overline{d_{re}} &= \frac{1}{2\lambda+4\lambda+6\lambda+\dots+(2n-2)\lambda} \left[\frac{2 \times (2\lambda-1)\lambda}{2} + \frac{4 \times (4\lambda-1)\lambda}{2} + \frac{6 \times (6\lambda-1)\lambda}{2} + \dots + \frac{(2n-2) \times [(2n-2)\lambda-1]\lambda}{2} \right] \\ &= \frac{1}{2 \times 2 \times [1+2+3+\dots+(n-1)]} \{ [2^2+4^2+6^2+\dots+(2n-2)^2]\lambda - [2+4+6+\dots+(2n-2)] \} \\ &= \frac{1}{2n(n-1)} \left\{ 4 \times \left[\frac{1}{6} (2n-1)(n-1)n \right] \lambda - 2 \times \frac{n(n-1)}{2} \right\} \\ &= \frac{1}{3} (2n-1)\lambda - \frac{1}{2} \end{aligned} \quad (3-53)$$

(2) 沿环形路线移动的时延计算

图 3-18 是图 3-16 中对 Sink 节点在栅格图中环形移动路线的提取。Sink 节点沿环形路线移动需移动 n 段路线, 且对于任何一个停留点来说每次 Sink 节点到达距离上次离开的时间都是 n 个时间单位, 所以存储的数据分组均为 $n\lambda$ 个, 总时延均为 $n(n\lambda-1)\lambda/2$ 秒。当 Sink 节点遍历一次网络时, 也刚好经过 n 个停留点, 平均时延计算如式 (3-54)。

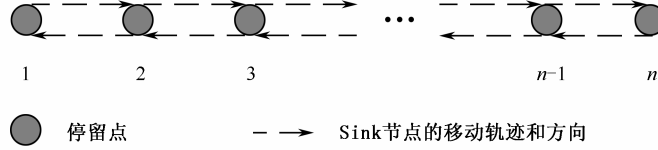


图 3-17 往复移动路线

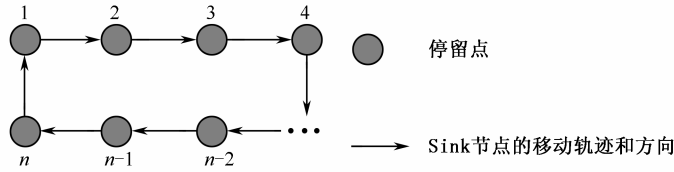


图 3-18 环形移动路线

$$\overline{d_{rl}} = \frac{\frac{n(n\lambda-1)\lambda}{2} \times n}{n\lambda \times n} = \frac{\frac{n(n\lambda-1)}{2}}{n} = \frac{n\lambda-1}{2} \quad (3-54)$$

时延差的计算如式 (3-71), 即

$$\overline{d_{re}} - \overline{d_{rl}} = \left[\frac{1}{3}(2n-1)\lambda - \frac{1}{2} \right] - \frac{n\lambda-1}{2} = \frac{1}{6}(n-2)\lambda \quad (3-55)$$

由于 λ 总是大于 0 的, 故当 $n \geq 2$ 时, $\overline{d_{rl}} < \overline{d_{re}}$, 即环形路线方式具有更小的数据分组平均端到端时延。

2) 奇数个停留点

(1) 沿往复路线移动的平均时延计算。

当 j 和 k 均为奇数时, n 也为奇数。往复移动路线不受任何影响, 仍然是 $n-1$ 段路线, 计算依然如式 (3-53)。

(2) 沿环形路线移动的时延计算

当 j 和 k 均为奇数时, 环形移动路线不能构成如图 3-17 中的哈密顿回路。由于引进了一段不同的路线, 如图 3-18, 两次经过同一个停留点为 $n-1+\sqrt{2}$ 个时间单位, 该停留点存储的数据分组总时延为 $(n-1+\sqrt{2})\lambda[(n-1+\sqrt{2})\lambda-1]/2$ 秒。故一轮的数据分组总平均时延如式 (3-56) 为

$$\overline{d_{rl}} = \frac{\frac{(n-1+\sqrt{2})[(n-1+\sqrt{2})\lambda-1]\lambda}{2} \times n}{(n-1+\sqrt{2})\lambda \times n} = \frac{(n-1+\sqrt{2})\lambda-1}{2} \quad (3-56)$$

时延差如式 (3-57)

$$\overline{d_{re}} - \overline{d_{rl}} = \left[\frac{1}{3}(2n-1)\lambda - \frac{1}{2} \right] - \frac{(n-1+\sqrt{2})\lambda - 1}{2} = \frac{(n+1-3\sqrt{2})\lambda}{6} \quad (3-57)$$

同上, λ 是大于 0 的, 因此, 当 $n > 3\sqrt{2}-1$ (≈ 3.24) 时, $\overline{d_{rl}} < \overline{d_{re}}$, 即环形路线方式数据分组平均时延更小。

LDCR 协议分割成的每个方格的面积为 $S_1 = (\sqrt{2}R)^2 = 2R^2$ 。因此, 欲使 n 满足条件, 须网络覆盖面积 $S > 4S_1$, 即

$$S > 8R^2 \quad (3-58)$$

由于节能和降低干扰等原因, 无线传感器节点的通信范围一般较小 (约数十米到数米), 因此在通常情况下式 (3-58) 能够满足。

3.5.2 一种低开销的移动 Sink 传感器网络路由协议

在 Kinalis 等^[40]提出的自适应停留时间和往复移动路线中, 数据收集是相同的停留时间和自适应的停留时间, LDCR 路由协议的效果更好。为了优化 Hello 消息的发送机制和 Sink 节点在停留点的等待机制, 提出了一种新的高效数据收集路由协议 HEDC (a High-Efficiency Data Collection routing)^[37]。

1. 问题分析

数据收集是被动收集方式。Sink 节点周期性地广播 Hello 指示消息。节点接受到指示消息后就将存储在存储器中的数据发送给 Sink 节点。在数据消息里面, 包含一个标志位, 报告它们的存储器是否为空。Sink 停留在小区 i 中的最大停留时间为 T_{adapi} , 最小停留时间为 T_{adapi}/N 。其中, $T_{\text{adapi}} = di \times [(d \times A \times \varepsilon_i - \text{idle} \times n \times T_{\text{sim}}) / (n \times \lambda \times E_{\text{msg}} - \text{idle} \times n)] / (r \times \text{number_of_cells} \times d)$ 。当最小停留时间到达时, 如果没有一个数据分组被收集到, 说明该小区内没有可以收集的数据分组; 如果有数据分组到达, 则继续停留并收集数据; 如果在 T_{adapi} 消耗完之前, 节点的存储器为空了, 那么 Sink 将离开这个小区以避免在小区停留过多的时间而没有收集数据。然而, 当 T_{adapi} 结束时, Sink 就离开此小区, 即使还有很多的数据有待被传送。这个过程存在两个问题。

(1) Sink 节点发送 Hello 消息和 Sink 节点的运动状态是分离的, 当 Sink 节点刚进入静止状态时, 在当前位置能够覆盖整个网络, 但是 Hello 消息有可能还没有到重新需要发送的时刻。所以, 这时 Sink 节点等待的时间, 往往还是 Sink 节点在之前运动过程中收到 Hello 消息的那些传感器节点在向 Sink 节点发送数据分组, 可能现在一部分传感器节点已经不在通信范围内了, 而且有新的传感器节点到达通信范围, 但它们却不知道 Sink 节点已经到达。特别是当 Sink 节点的移动速度较大时, 这种情况将更加明显。当 Sink 节点的速度大于 20m/s 的时候, 甚至 Sink 节点两次发送 Hello 的时候, 中间已经有一些区域覆盖不到, 这些区域内的传感器节点缓存的数据分组将会有较大的时延, 甚至需要等到 Sink 节点下一次遍历网络时才能被传送。如果在 Sink 节点刚开始停止的时候便发送一个 Hello 消息, 可以尽快地通知当前范围内的传感器节点发送数据分组给 Sink 节点, 并且能保证更好地覆盖网络。

(2) Sink 节点在停留范围内停止的最短等待时间为 T_{adapi} 的 $1/N$ 。实际上需要的最短等待时

间,只是在运动过程中发送 Hello 消息时刻传感器节点发送的数据分组需要的时间。而从理论上分析,当一个 Hello 分组从 Sink 节点的网络层发送下去,经 MAC 接口层、MAC 层、物理层、空间自由传播层、传感器节点的物理层、传感器节点的 MAC 层、传感器节点的 MAC 接口层到传感器节点的网络层,再加上层与层之间的处理时间,需要的时间一共是毫秒以下级别。如果我们能缩短这一部分不必要的等待时间,则可以进一步提高效率。

2. HEDC 协议的主要思想

当 Sink 节点在某个停留点停止移动并收集数据时, Sink 一停止便发送一个 Hello 消息,从而避免在停留点 Hello 消息周期还没到,让部分传感器节点无辜地等待了不必要的时间,错过了和 Sink 节点通信的时机,这样能够更好地覆盖到整个网络;同时,减少 Sink 节点的最短等待时间,使得在没有数据传送的区域 Sink 节点等待更短的时间即可离开,减少数据分组不必要的等待时间。这样可以进一步提高数据分组的传送成功率和吞吐量,特别是在 Sink 节点移动速度较大的情况下效果更为明显。

3. HEDC 协议的主要步骤

HEDC 的具体操作由 Sink 节点移动和静止两个阶段组成。

(1) Sink 节点移动阶段

Sink 节点在移动阶段中,按照 LDCR 中设计的环形路线移动,同时,周期性地广播 Hello 消息,在 Hello 消息的运动状态标志位中填 0,收到 Hello 消息的传感器节点从标志位中提取出 0,并把缓存的数据分组发送给 Sink 节点。Sink 节点每收到一个分组之后就给该节点回复一个 ACK 消息,通知该节点分组已被收到可以从缓存中删除并发送下一个。如果在规定的时间内没收到 ACK 消息,传感器节点会重新发送该数据分组,直到限定的最大发送次数。此外, Sink 节点会判断自己是否到达停留点,如果到达,则进入静止阶段;否则,按照规定的路线继续移动。

(2) Sink 节点静止阶段

Sink 节点进入静止阶段便立即广播一个 Hello 消息,在 Hello 消息的运动状态标志位中填 1,以便告知传感器节点现在 Sink 节点是静止状态,并让传感器节点尽快传送数据分组;剩下的则重新开始按周期广播 Hello 消息,直到下一次 Sink 节点开始停止再重新调整 Hello 发送周期。收到 Hello 消息的节点便开始给 Sink 节点传输数据分组。Sink 节点在静止阶段收到的数据分组中都包含一个缓存清空标志位,代表该传感器节点缓存中还有后续数据分组需要传送。如果在规定的最短等待时间(该最短等待时间已经是我们优化了的等待时间,比原来设置的等待时间要小一个数量级)内没有分组到达,则说明该范围内没有数据分组要收集, Sink 节点开始移动;如果收到了,则 Sink 节点网络层建立一个标志位来标识通信范围内各传感器节点是否还有数据分组需要传送,当每个传感器节点都没有需要传送的数据分组时,由 Sink 节点网络层通知物理层沿规定路线移动。而当停留时间最大值到了之后,即使数据分组没有收集完也要开始移动。剩余的分组将等待 Sink 节点重新回到该节点通信范围内再传送。

4. HEDC 协议的新机制

(1) 优化了 Hello 消息发送机制

Sink 节点进入静止阶段便立即广播一个 Hello 消息,以便提醒传感器节点尽快传输数据分

组；这样可以更快地告知该通信范围内的传感器节点 Sink 节点已经到达，可以传送数据分组。特别是在速度较大的情况下，虽然多发送不了太多的 Hello 消息，但是却能够提高网络覆盖率，优化网络性能。

(2) 优化最短等待时间

由于已有文献中规定的最短等待时间为 T_{adapi} 的 $1/N$ ，当 N 取 10 时候，经上述计算，该最短等待时间将为 $0.04 \sim 0.05\text{s}$ ，而且在所有的停留点均为如此。根据我们的理论分析和实验分析，可以将该最短等待时间降低一个数量级，减少 Sink 节点在没有数据要收集的小区等待的时间，可以使 Sink 节点移动到下一个位置去收集更多的数据分组。

3.6 无线传感器网络路由协议的应用

无线传感器网络是一种与应用高度相关的网络，为了满足不同应用需求，研究人员提出了很多种路由协议，如 Flooding、Gossiping、SPIN、LEACH 等。这些路由协议各有优缺点，适合不同的应用场合，需要根据实际应用的不同来选取。下面对一些无线传感器网络路由协议的应用进行简要介绍。

1. 在工业环境中的应用

无线传感器网络具有无须布线、方便灵活、数据自动采集、工作稳定可靠、使用维护成本低廉和可以大规模使用等优点，因此，非常适合在工业环境下大规模使用。在工业生产中，无线传感器网络可广泛应用于物流监控、设备监控、生产监控和环境监控等多个方面。该领域的研究者基本都是根据实际工业环境对无线传感器网络路由协议加以改进，使其更好地满足不同的工业应用环境。无线传感器网络的 LEACH 路由协议具有网络功耗低，可扩展性强，适合于大规模网络等优点，十分适合应用于工业环境。为更好地满足工业需求和适应工业环境，文献^[38]的作者根据改进后的 LEACH 路由协议，设计了一种适合工业环境的无线传感器网络系统架构，进而利用该架构提出和设计了一个基于无线传感器网络的完整的生产监控系统。该系统由各种传感器节点、无线网络和信息系统三个部分组成。系统中的传感器节点能够实现实时获取监控对象的状态、位置等信息的功能，并经由改进的 LEACH 路由协议将信息发送出去，降低了网络功耗，实现了对工业设备、生产环节等的监控。

2. 在环境监测方面的应用

传统环境监测系统布局大多为有线通信方式，如现场总线、集散控制总线等，布线繁琐，不利于系统布局变动和维护。用无线传感器网络构建监测系统，具有部署方便、成本低廉等优势，不仅可以有效实现环境信息的采集和传输，而且还可据此调整管理策略，保证生产生活处于最佳的环境中，为环境监测提供一种新颖、低成本的解决方案。有学者在分析 LEACH 路由协议的基础上，针对 LEACH 协议的不足之处，并结合应用环境下的拓扑结构，提出了一种改进协议，并由此提出了一种基于传感器网络的卷烟厂环境监测方案^[39]。该方案中，作者根据具体的应用环境模型，提出了改进 LEACH 路由协议。该路由协议有效地避免了单个节点长期充当簇头现象的发生，同时由于网络能量均衡消耗，不仅延长了卷烟厂网络的生存时间，而且有效保证了

卷烟厂网络数据的全面获取。

3. 在智能家居方面的应用

随着科技的发展和生活水平的提高,人们对生活质量和居住条件要求越来越高,在各项科学技术成熟的前提下,通过无线传感器网络实现家庭中所有家用电器的智能控制,满足人们对智能生活的要求,进一步提高家庭生活的便捷化、人性化和智能化成为未来发展的方向。应用于智能家居场景的无线传感器网络主要实现信息收集、信息处理和信息传输等功能,因此路由的设计和选择十分重要,而基于地理位置信息的路由协议适合应用于此场景中。有学者针对地理位置路由协议中的 GEAR (Geographical and Energy Aware Routing) 协议进行研究和改进,提出了一种更适用于智能家居的改进的 GEAR 路由协议^[40]。该改进协议主要解决了 GEAR 协议在智能家居应用中存在的路由空洞问题,并继承了 GEAR 协议的优点,有效地延长了智能家居的网络寿命。

4. 在智能交通方面的应用

智能交通系统 (Intelligent Transportation System) 是根据日益发展的交通需求,将信息、通信、控制和计算机技术以及其他现代技术集成应用于交通运输领域,建立的全方位发挥作用的实时、准确、高效的运输管理系统。而无线传感器节点以其体积小、部署方便、成本低等优点使得道路交通信息采集和监控更为方便。有学者以 LEACH 路由协议为基础,提出了一种应用于智能交通中的改进路由协议^[41]。该改进协议对 LEACH 路由协议中的成簇方法和选取最优簇首个数进行了改进,使 LEACH 路由协议更适用于智能交通系统中。

5. 在农业生产方面的应用

在农业上无线传感器也有它的用处,用无线传感器网络可实现温室监控、节水灌溉、环境信息监控和动植物信息监测等。在温室监控上,有学者基于 LEACH-C 路由协议设计了一个温室无线环境监测网络^[42],该网络使用 LEACH-C 路由协议更能延长网络寿命。

此外,无线传感器网络路由协议还被应用于交通物流、矿井监控、医疗保健及军事等领域。无线传感器网络路由协议还在不断发展,不断有各种路由协议被提出。随着科技的进步,传感器网络将会应用于各个领域。

参考文献

- [1] M. Elizabeth, C. K. Toh. A review of current routing protocols for Ad-Hoc mobile wireless networks[J]. IEEE Personal Communications Magazine, Apr. 1999, 6(2): 46~55.
- [2] 于宏毅. 无线移动自组织网[M]. 人民邮电出版社, 北京, 2005: 17~18.
- [3] 李运涛, 朱敏, 刘昊霖, 张倩. 基于能量均衡的无线传感器网络路由算法[J]. 四川大学学报 (自然科学版), 2012, 49(1): 69~74.

- [4] 于宏毅, 李鹏, 张效义. 无线传感器网络理论与实现[M]. 国防工业出版社, 北京, 2008. 9: 32~33.
- [5] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, H. Balakrishnan. Energy-efficient communication protocol for wireless microsensor networks[C]. Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences, Hawaii, Jan. 2000: 1~10.
- [6] V. Mhatre, C. Rosenberg. Design guidelines for wireless sensor networks: communication, clustering and aggregation[J]. Ad Hoc Networks, 2004, 2(1): 45~63.
- [7] S. Lindsey, C. Raghavendra, K. M. Sivalingam. Data gathering algorithms in sensor networks using energy metrics[J]. IEEE Transactions on parallel and distributed systems, 2002, 13(9): 924~935.
- [8] W. Heinzelman. Application-specific protocol architectures for wireless networks[D]. Doctor of Philosophy at the Massachusetts Institute of Technology, Massachusetts, 2000: 82~86.
- [9] X.G. Qiao, Y. Chen. A Control Algorithm Based on Double Cluster-head for Heterogeneous Wireless Sensor Network[C]. 2010 2nd International Conference on Industrial and Information Systems, 2010: 541~544.
- [10] W. R. Heinzelman, J. Kulik, H. Balakrishnan. Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor network[J]. The 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Washington DC, Aug. 1999: 174~185.
- [11] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, D. Estrin, J. Heidemann. Directed diffusion for wireless sensor networking[J]. IEEE/ACM Transaction on Networking, 2003, 11(1): 2~16.
- [12] Z. Liu, Z. Qiu. Ring based multi-hop clustering routing protocol for wireless sensor networks[J]. Journal on Communications, Mar. 2008, 29(3): 105~113.
- [13] H. Tian, J. A. Stankovica, C. Lu, T. Abdelzaher. SPEED: A Stateless Protocol for Real-Time Communication in Sensor Networks[C]. Proceedings of the 23rd International Conference on Distributed Computing Systems, Providence, RI, USA, May 2003: 46~55.
- [14] 李晴阳. 无线传感器网络多跳分簇协议的仿真与优化研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2010: 20~32.
- [15] 李晴阳. 无线传感器网络多跳分簇协议的仿真与优化研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2010: 33~39.
- [16] B. Zhang, F. Yu, Z. Zhang. A high energy efficient localization algorithm for wireless sensor networks using directional antenna[C]. Proceedings of the 11th IEEE International conference on high performance computing and communications, Seoul, Jun. 2009: 230~236.
- [17] M. Ma, Z. Zhang, Y. Yang. Multi-channel polling in multi-hop clusters of hybrid sensor networks[C]. Proceedings of 2005 Global Telecommunications Conference, St. Louis, Nov. 2005: 6~10.
- [18] Y. K. Yao, Y. C. Chen. High Energy-efficient clustering algorithm for WSNs[C]. 2012 International Conference on Computer Science and Information Processing, Beijing, Aug.

- 2012: 437~440.
- [19] 徐中浩. 无线传感器网络最小跳数路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2013: 17~24.
- [20] 徐中浩. 无线传感器网络最小跳数路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2013: 35~38.
- [21] 田利华. ZigBee 网络混合高效路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2013: 13~20.
- [22] 任智, 李鹏翔. 基于分段的 ZigBee 网络按需可扩展地址分配算法[J]. 通信学报, 2012, 33(5): 131~137.
- [23] Z. X. Liu, Q. C. Zheng, L. Xue. Energy and Node Degree Synthesized Clustering Algorithm for Wireless Sensor Networks[J]. Journal of Software, 2009, 20 (sup): 250~256.
- [24] 黄勇. 机会网络中基于复制的路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2011.
- [25] 田利华. ZigBee 网络混合高效路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2013: 35~38.
- [26] S. G. Murthy, R. J. D'Souza. Digital Signature-Based Secure Node Disjoint Multipath Routing Protocol for Wireless Sensor Networks[J]. IEEE Sensors Journal, 2012, 12(10): 2941~2949.
- [27] Z. Bidai, H. Haffaf. Node Disjoint Multi-path Routing for ZigBee Cluster-tree Wireless Sensor Networks[C]. 2011 International Conference on Multimedia Computing and Systems (ICMCS), Ouarzazate, Apr. 2011: 1~6.
- [28] 赵彤, 郭田德, 杨文国. 无线传感器网络能耗均衡路由模型及算法[J]. 软件学报, 2009, 20(11): 3023~3033.
- [29] P. Ran, M. H. Sun, Y. M. Zou. ZigBee Routing Selection Strategy Based on Data Services and Energy-balanced ZigBee Routing[C]. The 2006 IEEE Asia-Pacific Conference on Services Computing, GuangZhou, Dec. 2006: 400~404.
- [30] 樊海彬. ZigBee 网络 PAN 间路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012: 41~46.
- [31] W. R. Heinzelman, A. Chandrakasan, H. Balakrishnan. Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks[C]. Proceedings of the 33rd Hawaii International Conference on System Sciences, Hawaii, Jan. 2000: 1~10.
- [32] IEEE standard for information technology - telecommunications and information exchange between systems - local and metropolitan area networks specific requirements part 15.4: wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications for low-rate wireless personal area networks (LR-WPANs)[S]. IEEE Computer Society, Apr. 2009: 13~15.
- [33] 张子龙. 基于 DAAM 机制的 Zigbee 网络路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012: 24~29.
- [34] IEEE standard for information technology-Telecommunications and information exchange

between systems local and metropolitan area networks specific requirements part 15.4: wireless medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications for low-rate wireless personal area networks (LR-WPANs) [S]. IEEE Computer Society, Nov. 2003.

- [35] 李玉兰. 基于移动 Sink 的无线传感器网络数据收集方法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012: 17~23.
- [36] A. Kinalis, S. Nikolettseas, D. Patroumpa, J. Rolim. Biased Sink Mobility with Adaptive Stop Times for Low Latency Data Collection in Sensor Networks[C]. 2009 Global Telecommunications Conference, Hawaii, Nov. 2009: 1~6.
- [37] 李玉兰. 基于移动 Sink 的无线传感器网络数据收集方法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012: 40~42.
- [38] 钟小勇. 面向工业应用的无线传感器网络关键技术研究[D]. 华中科技大学, 硕士学位论文, 武汉, 2012: 19~28.
- [39] 任莹莹. 基于无线传感器网络的卷烟厂环境监测系统的研究与实现[D]. 浙江工业大学, 硕士学位论文, 杭州, 2011: 15~24.
- [40] 晋保霞. 智能家居的无线传感器网络路由协议的研究[D]. 重庆大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012: 10~22.
- [41] 赵凯. 无线传感器网络分簇优化算法研究与应用[D]. 山东建筑大学, 硕士学位论文, 济南, 2012: 29~33.
- [42] 刘建峰. 温室环境监测系统无线传感器网络技术应用研究[D]. 江苏大学, 硕士学位论文, 镇江, 2010: 18~34.

第 4 章

无线 Mesh 网络路由协议及其应用



本章主要介绍无线 Mesh 网络的路由协议及其应用。第 1 节介绍无线 Mesh 网络路由协议的特点、设计要求和分类，并简要介绍了几种典型的无线 Mesh 网络路由协议。在第 2、3、4 节中，分别详细介绍了本书作者对于 WPAN（Wireless Personal Area Network）Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由协议、无线认知 Mesh 网络路由协议和最小化期望端到端时延路由协议等三种路由协议的研究改进工作，展现了本书作者对现有路由协议所做的优化研究成果。第 5 节简要介绍了无线 Mesh 网络路由协议的应用。

4.1 概述

无线 Mesh 网络是一种新型的无线网络，它融合了无线局域网 WLAN（Wireless Local Area Network）和移动 Ad Hoc 网络的优势，成为宽带接入的一种有效手段^[1]。无线 Mesh 网络由网状网路由器 MR（Mesh Router）和网状网客户端 MC（Mesh Client）两种网络节点组成。除了有传统无线路由器的网关和中继功能外，无线 Mesh 路由器还有支持 Mesh 网络路由的功能。客户端节点既是业务的使用者也是业务的提供者，客户端节点通过其他相邻客户端节点或路由器节点以多跳的方式实现骨干网的接入，从而增强网络的覆盖能力。

路由协议的设计和研究是无线 Mesh 网络领域的重点和难点。怎样设计无线 Mesh 网络路由协议，采用何种路由协议使网络在需要的环境中性能达到最优，是无线 Mesh 网络路由协议研究和应用的重要问题。

4.1.1 无线 Mesh 网络路由协议的特点和设计要求

1. 无线 Mesh 网络的路由协议的特点

从路由协议分析与设计的角度来看，无线 Mesh 网络的路由协议具有以下特点^[2]。

(1) 适应节点移动性

在无线 Mesh 网络中，不同类型的网络节点具有不同程度的移动性。MR 节点一般具有较

差的移动性，而 MC 则可为固定节点或移动节点。所以在设计无线 Mesh 网络路由协议时，要将移动性列入考虑范围。

(2) 适应不同节点的能量约束

在无线 Mesh 网络中，不同类型的节点还具有不同的能量约束。MR 通常不以电池为动力，所以不需要考虑能量约束；而 MC 则需要运行能量利用效率较高的路由协议。这需要在路由协议的设计中加入混合式的能量约束，以往的路由协议中节点的能量约束相同，故不宜直接应用于无线 Mesh 网络中。

(3) 适应无线 Mesh 网络业务模式

无线 Mesh 网络的主要业务是来往于 Internet 网关的业务，而对于移动 Ad Hoc 网络，主要业务是任意一对节点之间相对随机的业务流，所以无线 Mesh 网络的通信一般都发生在终端节点到能够连接有线网的网关之间，而移动 Ad Hoc 网络则是任意两个节点之间的通信，故路由选择时节点的选择倾向不同。对无线 Mesh 网络进行路由协议设计时，需要对网关的访问进行特殊的考虑，使节点能够高效访问网关，而不同于在移动 Ad Hoc 网络中将网关作为一个普通的平等节点参与路由发现和通信。

2. 无线 Mesh 网络路由协议的设计要求

由于无线 Mesh 网络与传统移动 Ad Hoc 网络具有一定相似性，许多针对移动 Ad Hoc 网络设计的路由协议，如 DSR (Dynamic Source Routing)、AODV (Ad Hoc On-demand Distance Vector)、TBRPF (Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding) 等协议也可以用于无线 Mesh 网络。但是无线 Mesh 网络又有节点移动性不同、节点采用多信道等自身的特点，根据这些特点，一个理想的无线 Mesh 网络路由协议应该满足以下设计要求。

(1) 选择合适的路由判据进行路由选择

很多传统的无线网络路由协议都是基于最小跳数路由协议进行路由的选择。但是在很多情况下，只考虑跳数来进行路由选择并不能选出最优的路由，尤其是在多信道环境下。为了使网络吞吐量最大，采用何种路由判据成为无线 Mesh 网络研究的一个关键性问题。

(2) 差错容忍性佳

无线 Mesh 网络节点的加入和退出，及可能产生故障等问题，使得路由协议的容错性不可忽视，一个好的路由协议应该能够处理路由错误的问题，当节点或链路发生故障时，能够重新选择新的路径。

(3) 负载均衡

无线 Mesh 网络的目标之一就是让所有的终端用户共享网络的资源。当网络中部分链路产生了拥塞，那么之后的数据就不应该再流经这部分链路，以防止拥塞的加重。通过一些路由判据参数，比如 RTT (Round Trip Time)，可以反映一条路径的拥塞程度。

(4) 可扩展性好

随着无线 Mesh 网络规模的增大，表驱动路由协议大量的路由信息交互过程会消耗过多的网络资源，而按需路由协议则可能导致端到端的时延变大，分层路由又具有难于管理等问题。

当有新的节点加入网络时，无线 Mesh 网络路由协议又面临需要快速发现新节点，并为其快速建立路由的问题。这些问题对无线 Mesh 网络路由协议的可扩展性能提出了挑战。

(5) 对非对称链路及单向链路的支持

在实际无线 Mesh 网络中，上行链路和下行链路通常是非对称的，上行、下行链路的性能不一致，甚至有时链路只能用于单向通信。而现有的多数路由协议设计都是基于链路对称的假设。因此，无线 Mesh 网络路由协议设计应考虑对非对称链路及单向链路的支持。

4.1.2 无线 Mesh 网络路由协议分类

路由协议用于建立和维护源节点和目的节点之间的路径，实现源节点和目的节点之间的数据传输。对于无线 Mesh 网络路由协议的设计，目前主要采用两种基本思路^[3]：一种是根据无线 Mesh 网络与移动 Ad Hoc 网络相似的特征，由已有的移动 Ad Hoc 路由协议改进而来；另一种是直接面向无线 Mesh 网络开发专用的路由协议。从实现的复杂性而言，改进已有的 Ad Hoc 路由协议是最快捷的方式；但从达到的性能而言，专门为无线 Mesh 网络设计的路由协议应该更能适应无线 Mesh 网络的特性。

如图 4-1 所示，无线 Mesh 网络路由协议主要分为两类。其中，直接面向无线 Mesh 网络的路由协议主要有 HWMP (Hybrid Wireless Mesh Protocol)^{[4][5]}、MCRP (Multi-Channel Routing Protocol)^{[6][7]}、PWRP (Predictive Wireless Routing Protocol)^{[9][10]}等；由移动 Ad Hoc 网络路由协议改进而来的协议主要有 MR-LQSR (Multi-Radio Link-Quality Source Routing Protocol)^[11]、SrcRR^[12]、MSR (Multi-Path Source Routing)^[13]等。

4.1.3 典型的无线 Mesh 网络路由协议简介

本小节将按照图 4-1 给出的分类，分别介绍直接面向无线 Mesh 网络的路由协议和由移动 Ad Hoc 网络路由协议改进而来的路由协议这两种类别中的几种典型路由协议。其中在直接面向无线 Mesh 网络的路由协议中还扩展介绍了 WPAN Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由协议和认知无线 Mesh 网络中的两种路由协议，作为本章后续几节介绍路由协议优化研究的基础。

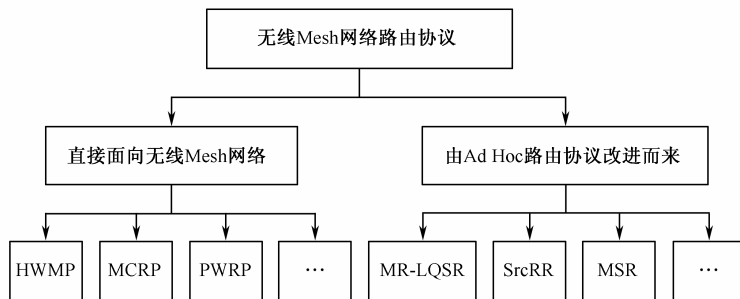


图 4-1 无线 Mesh 网络路由协议分类

1. 直接面向无线 Mesh 网络的路由协议

1) HWMP 协议

混合无线 Mesh 网络路由协议 HWMP (Hybrid Wireless Mesh Protocol) 是 IEEE802.11s Mesh 协议草案中提出的缺省路由协议^{[4][5]}。每一个适用 IEEE802.11s 的设备都应具有使用此路径选择协议的功能, 这就允许不同制造商售出的设备之间互相通信。

(1) HWMP 协议基本原理

HWMP 可分为两种模式: 按需路由的路由模式和基于树的路由模式^[4]。这两种模式的融合既允许无线 Mesh 网络节点 (Mesh Point, MP) 自己发现和维护最优化的路由, 也允许 MP 在基于根结点的树结构形成过程中快速建立到根结点的路径。从本质上说, HWMP 也是一种分级式的路由协议, 体现的是按需式路由和先验式路由结合的思想。HWMP 协议的先验式路由采用了树结构, 这种树结构可以通过将一个 MP (通常是 MPP, Mesh Point Portal) 配置成根节点来实现, 其他的 MP 都将先验式地维护到根节点的路由, 生成并维护一个先验的距离向量路由树。同时, 每个 MP 也可用原始的 AODV 寻路方式建立到其他节点的路由。草案中指出, HWMP 协议允许简单的混合路径建立, 即如果存在一个先验树, 则进行按需路由时默认地先使用先验树。

(2) HWMP 协议主要步骤

在 HWMP 协议中, 将按需路由模式和先验式路由模式结合起来使用, 更好地发挥两种模式的优点并克服各自的缺点。实际的无线 Mesh 网络主要用来建立覆盖范围很广的骨干网络, 网络中一部分的数据传输发生在 Mesh 网络内部节点和网关节点之间。在这种环境下, 先验式路由就非常有用。网络中还有一部分数据传输发生在 Mesh 网络内部, 这种环境下, 按需路由就非常有用。

先验树建好后, HWMP 协议混合路由协议的具体实现如下: 树根节点维护一个包含全网节点路由信息的路由表, 而其他节点维护一个包含到其父节点和所有子节点路由信息的路由表。假设源节点要发送数据到目的节点, 它首先查找自己的路由表中是否有到达目的节点的路由。如果没有, 则将数据发送到其父节点。该父节点再查找自己的路由表中是否有到达目的节点的路由。如果有, 则根据路由表中的路由直接发送数据到目的节点, 同时将数据的 Intra-Node 域设为 1, 以此来表明源节点和目的节点在同一个 Mesh 网络。重复以上过程直至到根节点。如果在根节点的路由表中仍然未能查找到目的节点的路由, 则直接将 DATA 发送到 Mesh 网络外部。如果当前节点地址就是数据的目的地址, 当前节点检查 DATA 的 Intra-Node 域是否为 1。如果是 1, 表明源节点和目的节点在同一个 Mesh 网络。因此, 当前节点广播 RREQ 消息运用按需模式查找到源节点的最优路由。收到 RREQ 消息后, 源节点回复 RREP 消息到目的节点。这样, 源节点到目的节点的双向最优路由将建立起来。此后, 数据便通过这条最优路由进行传输。图 4-2 给出一个当先验树建好后混合路由模式的具体实现过程示例。假设源节点是节点 3, 目的节点是 Mesh 网络外部的节点 X, 或者 Mesh 网络内部的节点 5。则具体路由步骤如下:

① 源节点 3 发送数据到其父节点 1, 然后从其父节点继续转发到根节点 0。根节点收到数据后查找它的路由表中是否有到达目的节点的路由。

② 如果目的节点是 X, 那么在根节点的路由表中不能找到目的节点的路由, 则根节点直接发送数据到网络外部。

③ 如果目的节点是 Mesh 网络内部的节点 5, 根节点能够在其路由表中查找到到达目的节

点的路由。它将数据的 Intra-node 域设置为 1，然后将数据发送到目的节点 5。

④ 目的节点 5 收到数据后，检查 Intra-node 域，发现 Intra-node 为 1，便通过按需路由模式查找源节点到目的节点的最优路由。

⑤ 最后，数据沿这条最优路径进行传送。

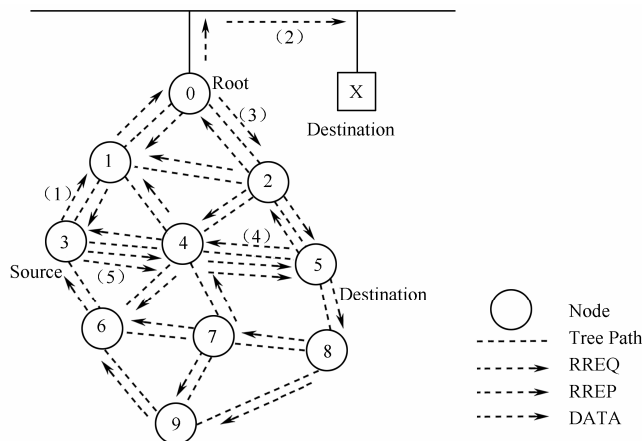


图 4-2 HWMP 协议实现过程

(3) HWMP 协议的特点

HWMP 协议具有以下特点：HWMP 协议作为一种混合路由方法，可灵活地适用于很大范围的场景需求，包括移动性强或者弱的无线 Mesh 网络^[5]。当 Mesh 网中配置了根节点的时候，如果目的节点不在 Mesh 网中，由于 HWMP 协议采用了树结构，网络中的路由发现包泛洪减少；当按需路由发现过程还在进行时，在源节点需要的缓存帧减少，非路由发现的广播通信能沿着先验树传输；当按需路由不能获得时，或者在路由重发现过程中，按需路由可以求助于先验树。因此，HWMP 协议在路由发现时延、分组平均递交率、分组传输时延和路由开销等方面都拥有出色的性能。HWMP 协议的缺点是由于根节点在网络中的核心作用，容易成为该网络的瓶颈。

2) MCRP 协议

多信道路由协议 MCRP (Multi-Channel Routing Protocol) 是一种主要针对单射频多信道的路由协议^{[6][7]}。MCRP 协议支持在同一区域同时使用互不干扰的多信道资源，该协议在网络层完成信道管理工作，不需要对 MAC 层进行修改，不会破坏网络协议的标准化和兼容性。因为利用了多信道资源，它可以使无线 Mesh 网络的性能得到极大的提升。

(1) MCRP 协议基本原理

MCRP 协议假设节点只有一个无线射频接口，即节点在某一时刻只能工作在一个信道上^[6]。为提升网络的性能和路由发现的概率，部分节点需要在数据传输时进行信道切换，即在不同时刻节点可以工作在不同信道上。为了避免因为信道切换带来的“盲区问题”，对节点的信道切换做出如下限制：在同一条路径上的两个相邻节点不能同时成为切换节点，其中一个节点必须工作在某个特定信道上；当一个节点进行信道切换时，必须立即通知其相邻节点；节点信道切换不能过于频繁，比如不允许根据单个数据包来进行信道切换；无论节点有多少可用信道，节点只能在有限信道之间进行信道切换。

在 MCRP 协议中,每个节点有以下四种状态。自由状态:节点在任何信道上没有任何数据流。锁定状态:节点在某个信道上拥有一条数据流。切换状态:节点为多条数据流的交叉点,并且多条数据流工作在不同的信道上,节点在信道之间进行切换。硬锁定状态:节点在某信道上拥有一条数据流,但是节点不能切换到其他信道上。

(2) MCRP 协议操作步骤

MCRP 协议定义了以下操作步骤。

① 路由发现。当一个节点需要发送数据时,通过广播 RREQ 发起路由发现过程。在多信道网络中,节点会工作在不同的信道上,RREQ 消息必须在所有的信道上进行广播。

图 4-3 为一个路由发现过程的示例。图中,节点和控制包的标号表示其工作的信道,X 到 Y 的数据流工作于信道 2,M 到 N 的数据流工作于信道 3。假设源节点 S 需要获得到达节点 D 的路径,S 首先在所有的信道上广播 RREQ 消息,广播完成后,回到原来的工作信道(信道 1)。RREQ 在信道 2 上广播后,节点 A 接收到该消息,并在所有信道上转发出去。因为 RREQ 中包括了 S 的工作信道,所以 A 知道 S 的工作信道是信道 1。然后,A 设置到达 S 的反向信道。节点 B 将进行与节点 A 相同的转发操作,最后 D 收到该 RREQ。然后,D 在其反向路径上发送 RREP 给 S。每个节点都知道上游节点的工作信道,通过该信道即可与上游节点进行通信。此时,D 通过信道 3 与 B 通信,B 通过信道 2 与 A 通信、A 通过信道 1 与 S 通信。当 RREP 到达 S 时,路由查找完成,数据包即可通过已选信道进行传输。

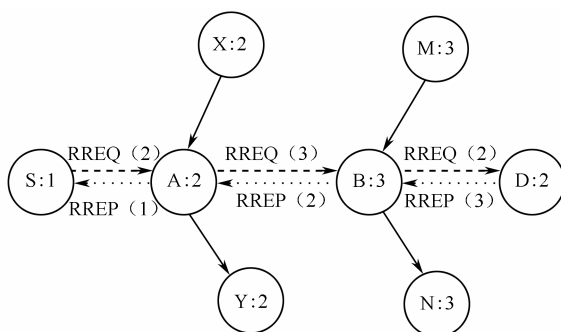


图 4-3 MCRP 协议的路由发现过程示例

② 公用信道选择。当目的节点收到 RREQ 消息后,需要为已有路径选择公用信道并发送 RREP 分组。公用信道被当前路由上的节点使用进行数据传输,从而节点不需要信道切换。

③ 信道切换。通过路由发现,源节点获得了到达目的节点的路由,即可进行数据发送。需要切换信道的节点通过广播 LEAVE/JOIN 消息来通知相邻节点当前自身的工作信道。相邻节点需要维护一个缓冲区域,用于缓存目的节点使其成为切换节点、并且暂时不能发送数据。

④ 路由维护。当获得某条路由后,节点将为该路由设置一个定时器。如果该路由在一定的时间内未被使用,节点就将其从路由表中删除;一旦路由被使用,定时器将重新设置。由于节点失效或者移动,一条路径在使用时可能失效。一旦节点确定发生链路断裂,就将该链路从路由表中删除,并且通知其他使用该链路的节点。

(3) MCRP 协议的特点

MCRP 设计的前提是不更换当前已有大量单收发器的设备,节点在一个时刻只能侦听一个信道。为了可以使用现有的 MAC 层协议 802.11 DCF (Distributed Coordination Function) 协议且不对 MAC 层做任何修改,该协议在路由层就完成了信道分配的工作^[7]。该协议与 AODV 协

议有许多共同点,但 MCRP 协议在不修改 MAC 协议的基础上利用了多信道资源,使网络性能得到极大的提升,从而缓解了无线 Mesh 网络因用户数据量的增加而性能迅速降低的问题。MCRP 协议是针对单射频多信道无线网络的按需路由协议,因此不适用于多射频多信道无线 Mesh 网络,但是它的一些设计与实现方法为多射频多信道无线 Mesh 网络提供了广阔的思路。

3) WPAN Mesh 中基于拓扑服务器的路由协议

WPAN Mesh 网络^{[14][15]}是在无线个域网(Wireless Personal Area Network, WPAN)中实现网状组网的新型网络,是一种多跳、自组织、自愈、自管理等特性的多点对多点网络。在 WPAN Mesh 网络中存在两种类型的节点:MPNC 节点(Mesh-capable Piconet Coordinator)和 MDEV 节点(Mesh-capable Device),MPNC 节点就是 Mesh 路由器,MDEV 节点就是 Mesh 终端。WPAN Mesh 网络在不增加无线接入点的基础上,利用无线 Mesh 网络的组网方式完成了网络的连接。在 WPAN Mesh 网络中,网状网的组网方式不仅增大了无线个域网的覆盖范围,也提高了无线个域网的吞吐量和数据传输的可靠性。

(1) 基于拓扑服务器的路由协议基本原理

基于拓扑服务器的路由协议^[16]中源节点通过访问距离源节点和目的节点最近的公共父节点(该公共父节点拥有其所有子孙节点链路状态信息)而获得到达目的节点的最优路径(采用 Dijkstra 或 Ford 算法计算得到)。整个基于拓扑服务器的路由协议主要分为四个运行过程,即链路状态信息注册过程、最优路径建立过程、数据传输过程及路由修复过程。该路由协议示意如图 4-4 所示。

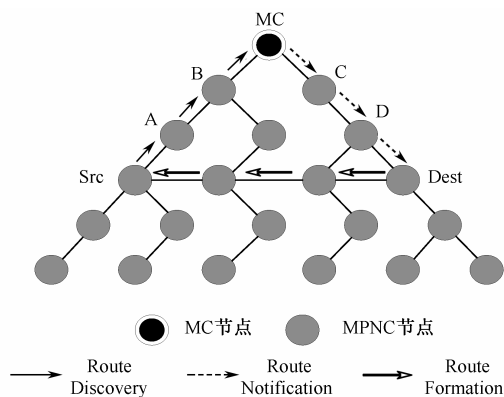


图 4-4 基于拓扑服务器的路由协议寻路过程示例

图 4-4 中示意了如何由源节点(Src 节点)向目的节点(Dest 节点)传送数据。基于拓扑服务器的路由协议规定,源节点首先通过向它们的公共父节点 MC(Mesh Coordinator)节点发送 Route Discovery 消息请求最优路径信息,由 MC 节点完成最优路径的计算并发送携带有该最优路径信息的 Route Notification 消息给目的节点,目的节点再根据 Route Notification 消息中的最优路径信息转发 Route Formation 消息给源节点,最后源节点将沿着已建立的最优路径传送数据。

(2) 基于拓扑服务器的路由协议主要步骤

① 链路状态信息注册过程。链路状态信息注册过程是基于拓扑服务器的路由协议前期准备过程,它主要是收集子孙节点的链路状态信息,为后面计算最优路径提供信息。

② 最优路径建立过程。最优路径建立过程是基于拓扑服务器的路由协议的核心内容，也是该协议的创新之处，主要负责建立源节点和目的节点之间的最优路径。

③ 数据传输过程。源节点在此过程中使用最优路径传递数据。

④ 路由修复过程。当有链路失效时，失效链路的上一跳节点会发送 Route Error 消息通知源节点，并由源节点转发 Route Error 消息给公共父节点。

(3) 基于拓扑服务器的路由协议的特点

基于拓扑服务器的路由协议是针对 WPAN Mesh 网络拓扑结构特点和网络中节点特性而设计的路由协议。基于拓扑服务器的路由协议很好地解决了树路由存在不能保证找到最短路径或者最小开销路径的问题，确保找到更优路径。依据链路状态信息通过 Dijkstra 算法计算得到最优路径，基于拓扑服务器路由协议在网络开销、节点能耗、时延等性能方面都优于传统的树路由。

4) 认知无线 Mesh 网络 NSAR 路由协议

认知无线 Mesh 网络 CWMN (Cognitive Wireless Mesh Networks) 是一种将认知无线电技术与无线 Mesh 网络相结合的新型宽带无线自组织网络^[17]。无线 Mesh 网络作为下一代宽带接入网络，将认知无线电技术应用于无线 Mesh 网络中，在解决其频谱缺乏的问题上具有潜在的优势。在 CWMN 中有两种用户：一种是主用户 (Primary Users, PU)，又称为授权用户，这种用户对于接入已分配的频谱范围享有唯一的优先权；另一种是次用户 (Secondary Users, SU)，也称为认知用户，这种用户能够机会性地接入到当前没有被使用的授权频谱中。认知用户包含认知 Mesh 客户端、认知 Mesh 路由器、认知 Mesh 网关三类节点，它们均配备认知无线电 (Cognitive Radio, CR) 技术，能够在不影响授权用户使用的前提下动态地接入并使用授权频谱传输数据。

(1) NSAR 路由协议基本原理

S. Parvin 等^[18]针对无线认知 Mesh 网络中主用户成为暴露终端和隐蔽终端的问题，在 2011 年提出了 NSAR (Novel Spectrum Aware Routing) 协议。如图 4-5 (a) 所示，网络中有四个主用户：PU₁、PU₂、PU₃、PU₄，分别代表四个授权信道：Ch (1)、Ch (2)、Ch (3)、Ch (4)。实线代表主用户在工作 ON 状态，虚线代表主用户没有工作 OFF 状态。SOP_x 代表 x 节点可以使用的授权信道，SOP_y 代表 y 节点可以使用的授权信道。 $\theta_x = (a_1, a_2, a_3, \dots, a_m, \dots, a_M)$ 表示 x 节点会受哪些主用户的影响，即在哪些主用户的覆盖范围之内。如果 x 节点在主用户 m 的覆盖范围之内，则 $a_m=1$ ，否则为 0。CPL_{xy} (Channel Priority List, CPL) 是节点 x 和节点 y 之间的信道优先次序表，次用户 x 和次用户 y 使用 CPL_{xy} 中的信道进行通信可以避免出现主用户暴露终端和主用户隐蔽终端的问题。由图 4-5 (a) 可知，x 和 y 同时处于主用户 1 和主用户 4 的覆盖范围之内，当 x 和 y 使用 1 信道进行通信的时候，如果这时候主用户 1 开始工作，x 和 y 可以同时感知到主用户 1 开始工作，并且同时切换到 CPL_{xy} 中的下一个信道即信道 4 继续传送数据，这样就可以避免由于主用户出现所带来的暴露终端和隐蔽终端的问题。图 4-5 (a) 中 CPL_{xy} 中的信道是根据 PU 对信道的利用率 α^k 进行从小到大排序的，节点 x 和节点 y 优先选择利用率小的信道进行数据传送。信道优先列表 CPL_{xy} 的计算方法如图 4-5 (b) 所示。

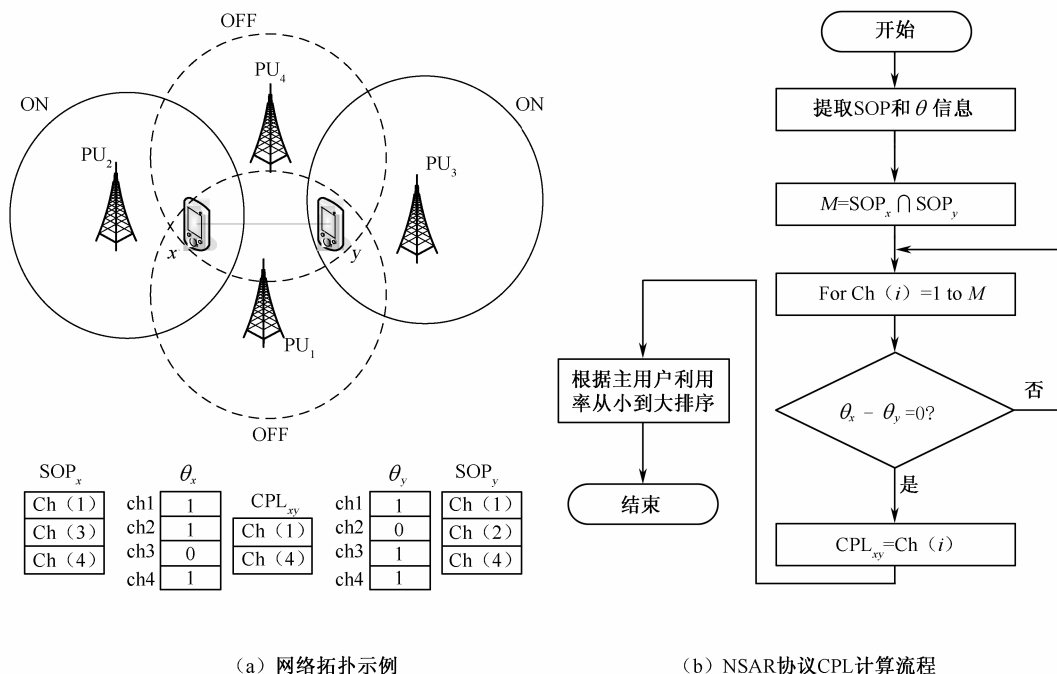


图 4-5 NSAR 协议基本原理

(2) NSAR 路由协议基本步骤

NSAR 路由协议定义了路由发现阶段、路由回复阶段和路由维护阶段，三个阶段具体流程如下。

① 路由发现阶段：当源节点有数据包要发送时，如果本地路由表中没有下一跳的路由信息，则通过控制信道广播 RREQ 消息。RREQ 消息的分组格式如图 4-6 所示，其中 β^k 代表 SU 用户对信道 k 的可用率， U 代表信道的可用带宽。当下一跳节点收到 RREQ 包的时候，首先通过其 ID 值判断之前是否收到过这个包，若收到过，则丢弃。然后再通过包中 SOP 信息和接收节点的 SOP 信息进行比较，判断是否存在可用的公共信道，如果没有，则丢弃；如果有，则通过 θ_n 计算 CPL 值和可用带宽 U 。最后将 RREQ 包中的相关信息进行更新，并放入到新的 RREQ 包中转发出去。

ID	Src Addr	Dst Addr	Pre Addr	θ_n	SOP	β^k	CPL	U
----	----------	----------	----------	------------	-----	-----------	-----	---

图 4-6 RREQ 分组格式

② 路由回复阶段：当目的节点接收到第一个 RREQ 的时候，就启动超时时间设为 T_m 的定时器。当定时器溢出之后，对所收到的 RREQ 包中的信息进行提取，并通过每条链路上可用带宽 U 值的大小计算出每条路径的传输时延 T 。最后选择传输时延 T 最小的一条路径进行传输数据，并通过反向路由回复 RREP 消息。

③ 路由维护阶段：当一条链路上 CPL 中的可用信道为空的时候，则代表这条链路断开，此时，暂时中断节点对数据的发送， T_m 时间后再查看 CPL 中是否有可用信道，如果有则继续

发送数据, 如果没有则发送 RERR 消息通知源节点重新寻路。

(3) NSAR 路由协议的特点

NSAR 协议的设计考虑了认知无线 Mesh 网络的时延、吞吐量等关键的性能指标, 是一种分布式路由协议^[18]。协议规定每个次用户维护一个信道优先级列表, 并且一旦主用户突然活动, 次用户可以切换到信道优先级列表中的另一个信道, 从而可以避免认知 Mesh 网络中主用户暴露终端和隐蔽终端问题的发生。NASR 协议有利于提高网络的吞吐量和端到端时延。

5) 认知无线 Mesh 网络 RASR 路由协议

由于 NSAR 协议在路由选择的阶段只将路径时延作为选择路径的唯一标准, 忽略了路由稳定性的问题, 所以在 2012 年 S. Parvin 等在 NSAR 协议的基础上针对路由稳定性问题, 提出了 RASR (Radio Environment Aware Stable Routing) 协议^[19]。

(1) RASR 路由协议基本原理

认知无线 Mesh 网络的路由稳定性受主用户行为影响较大, 主用户活跃性改变越频繁, 次用户可用的频谱就越不稳定。同时, 影响路由稳定性的因素还有主用户的暴露终端和隐蔽终端问题。RASR 路由协议通过使用拉普拉斯矩阵的次小特征值作为评估路径稳定性的路由判据。与 NSAR 协议一样, RASR 协议中次用户维持一个信道优先级列表来解决主用户暴露终端和隐蔽终端问题。

(2) RASR 路由协议主要步骤

RASR 协议同 NSAR 协议相似, 同样包含路由发现、路由回复、路由维护三个阶段。它们在路由消息转发机制上基本一致。不同之处在于 RASR 协议在路由回复阶段进行路由选择的时候通过 CPL 列表长度来衡量链路的稳定性, 认为 CPL 列表长度越长链路上可供切换的信道就越多, 链路就越稳定。RASR 协议路由发现阶段的路径选择主要包含以下三个步骤。

① 在目的节点建立每条路径的网络拓扑图。根据上述 NASR 协议, 可知目的节点会收到多个来自不同路径的 RREQ 报文, 该报文中包含了路径上每条链路信息, 如 CPL 等信息, 然后根据这些建立路径网络拓扑图。

② 根据拓扑图计算出每条路径的拉普拉斯矩阵, 然后将该矩阵的次小特征值 $\lambda_2(r)$ 作为衡量链路稳定性的依据。

③ 将特征值和端到端时延 T 带入到路由判据公式中, 计算出每条路径的度量值 RM_r , 如式 (4-1) 所示, 然后选择度量值大的那条路径传输数据。

$$RM_r = \frac{\lambda_2(r)}{T_r} \quad (4-1)$$

(3) RASR 路由协议的特点

RASR 协议是一种频谱环境感知的稳定路由协议, 新定义的路径选择判据 RM_r 可以捕捉路由稳定性、路径长度、主用户活跃性等信息^[19]。RASR 协议同样可以避免主用户暴露终端和隐蔽终端问题。当 RASR 路由中一段路径断裂时, 它可以在本地对路由进行修复, 而不是重新从源节点到目的节点寻找一条全新的路由。因此, 丢包率和端到端时延会减小, RASR 协议中一条有效的路由生存时间更长, 这也保证了更多的数据被传输。

6) MCEXOR 路由协议

MCEXOR (Multi-Channel Extremely Opportunistic Routing)^[8]协议是利用机会路由思想的多信道路由协议。在 MCEXOR 协议中, 一个节点具有若干个处于不同信道的邻居节点。节点

首先按信道分组，将不同工作信道的邻居节点划分成小组，在考虑信道间干扰的基础上，计算出平均传输次数最少的分组，确定这些节点为候选节点子集。MCExOR 采用分时槽的 ACK 策略，一跳内的候选节点根据优先级在自己的时槽内返回 ACK，并据此确定转发节点。MCExOR 协议有效地利用了无线多信道的优势，在数据传输过程中减少了碰撞。

7) PWRP 路由协议

可预测的无线路由协议 PWRP (Predictive Wireless Routing Protocol)^{[9][10]}是 Tro-pos 公司开发，并应用于“WiFi 蜂窝网络户外系统”的私有协议。该协议并非只按跳数来进行路由选择，而是通过比较数据丢包率及其他网络条件来选择特定环境下的最优路径。它是基于传统的有线网络路由协议开放式最短路径优先 (Open Shortest Path First, OSPF) 改进的。PWRP 协议选择可达到最大吞吐量的路径来传递到达有线网关的信息，减小射频干扰、路径障碍及业务负载等因素的影响，同时该协议路由开销较小，适用于大规模网络。

2. 由移动 Ad Hoc 网络路由协议改进而来的路由协议

1) MR-LQSR 协议

多射频链路质量源路由 MR-LQSR (Multi-Radio Link-Quality Source Routing) 协议^[11]是微软公司研发的多信道无线 Mesh 网络路由协议，采用了一种称为加权累计期望传输时间 (Weighted Cumulating Expected Transmission Time, WCETT) 的新的路由判据，WCETT 综合考虑了带宽、跳数等因素。该协议能在吞吐量与延时之间获得一种平衡。

(1) MR-LQSR 协议基本原理

MR-LQSR 协议是在传统的 DSR 路由协议的基础上改进得到的，但是它又不同于传统的 DSR 路由协议。该协议不但需要获得路径中节点和其邻居链路相关的状态信息，而且还能综合链路状态信息来评价链路质量的优劣，从而形成自身的路由准则。相比之下，DSR 路由协议把路径中的节点和链路等同对待，简单地把其节点数目进行求和作为路由判定的准则，从而实现最短路径路由选择，MR-LQSR 协议评判路径更加全面和合理。MR-LQSR 协议假设无线 Mesh 网络中所有 MR 节点为静态节点，而且，该协议假设每个节点有多个不同且不相互干扰的无线收发器。

MR-LQSR 协议实现的网络层次结构如图 4-7 所示。

IPv4	IPv6	IPX
Mesh Connectivity Layer (使用 LQSR 和 WCETT)			
Ethernet	IEEE 802.11	IEEE 802.16

图 4-7 MR-LQSR 协议网络层次结构

MR-LQSR 协议使用链路缓存技术来支持链路质量判据，并非路由缓存。而且采用反应式机制来维护正在使用的链路信息。对于暂时未使用的链路信息，节点将利用任何可用的机会来广播本节点与邻近节点间的链路信息。该协议支持 DSR 协议的“包拯救”技术（又称转发技术）来拯救失效链路的数据包。在信道负载均衡方面，MR-LQSR 协议采用基于链路质量的判据，综合考虑了带宽等链路性能和最小跳数值等因素，在吞吐量与时延之间获得一种平衡。但是，MR-LQSR 协议也带来了一定程度的网络附加开销。

(2) WCETT 判据

MR-LQSR 协议采用新的路由性能判据 WCETT, WCETT 综合考虑了带宽等链路性能参数以及最小跳数等因素。

用一条路径中的各段链路的期望传输时间 (Expected Transmission Time, ETT) 给每个链路赋权值。链路的期望传输时间 ETT 是链路分组丢失率和链路带宽 B 的函数, 具体计算定义式为

$$ETT = ETX \times \frac{S}{B} \quad (4-2)$$

式 (4-2) 中 S 表示数据分组大小, 期望传输计数值 (Expected Transmissions Count, ETX) 是链路上估计的重传次数, 其度量值由式 (4-3) 计算。

$$ETX = \sum_{k=1}^{\infty} k \times s(k) = \frac{1}{1-p} \quad (4-3)$$

式 (4-3) 中 p 为分组从一段链路传输不成功的概率, 是通过网络测量统计得到的, $s(k)$ 为经过 k 次尝试之后成功传输的概率。

MR-LQSR 协议判据综合考虑了跳数、链路质量和路径内信道间的干扰来进行路由选择。利用赋给链路的权值寻找到达目标节点的最优路径, WCETT 计算式为

$$WCETT = (1-\beta) \times \sum_{i=1}^n ETT_i + \beta \times \max_{1 \leq j \leq k} X_j \quad (4-4)$$

式 (4-4) 中第 1 项反映了该路径上 n 跳需要的总时间消耗, 第 2 项反映了对吞吐率影响最大的一些跳的子集。其中有

$$X_j = \sum_{\text{第 } i \text{ 跳在信道 } j \text{ 上}} ETT_i \quad (4-5)$$

式 (4-5) 表明一条路由上运行在信道 j 上的所有链路 i 的 ETT 总和。一条路由所用信道的多样性越高, 信道间的干扰就越少, 吞吐量就更高。WCETT 量度可看作延迟与吞吐量的折中。式 (4-4) 中 β 为权值系数 ($0 \leq \beta \leq 1$), 是单个流吞吐量最大化与综合资源消耗最小化的平衡因子。 β 值的选取会对路由的选择造成一定影响。 β 较大则对吞吐量的考虑较多, 更偏重于频率分集の利用, β 较小则倾向于选择较短的路径。

(3) MR-LQSR 协议的特点

MR-LQSR 协议综合考虑链路传输的误码率和带宽等因素的影响, 通过 WCETT 对传输路径的性能进行评估, 并且通过 WCETT 算式中的 $\max_{1 \leq j \leq k} T_j$ 反映干扰信道对信息传输的影响^[11]。MR-LQSR 协议很好地发挥了多射频多信道的技术特点, 提高了网络的整体性能。但是, MR-LQSR 协议假设路径内使用同一信道的链路都存在干扰, 并没有考虑干扰的具体范围问题, 因此该协议对路径内干扰的评估是不准确的, 而且该路由协议也没有考虑路径间干扰的问题。

2) SrcRR 协议

传统 DSR 路由协议与 ETX 判据相结合的路由协议 (简称 DSR+ETX 协议) 达到的网络吞吐量十分有限, 高吞吐量路由协议 SrcRR 协议^[12]是在分析 DSR+ETX 协议弊端的基础上提出的改进协议。该协议通过多方面的改进, 可使网络性能得到极大的提高。

(1) SrcRR 协议基本原理

SrcRR 协议与使用链路缓存的 DSR 协议十分相似, 该协议也是一种反应式路由协议。在 SrcRR 协议中, 所有节点都维护着一个链路缓存, 用来存储侦听到的 ETX 信息。一旦链路的

ETX 信息发生变化, 节点将重新运行 Dijkstra 算法计算到达其他节点的最优路径。为了确保路由信息的即时性, 一旦路由信息在 30s 内未被刷新, 将作为过时信息被删除。当源节点需要发送数据到网络中目的节点而缓存中又没有到达该节点的路径时, 源节点就会发起路由请求。中间节点收到该路由请求, 把自身的节点号与当前链路的 ETX 值附加到路由请求中, 并转发出去。中间节点无条件转发收到的第一个路由请求, 若后续的不同路由请求所携带的路径比先前转发的路径更优, 节点将再次转发该路由请求。此操作保证了目的节点能够收到最优路径。目的节点收到路由请求后, 发送路由回复给源节点。源节点把路径添加到链路缓存中后, 所有等待发送的数据包通过具有最小判据的路由进行数据传输。中间节点转发数据时, 更新链路的 ETX 判据, 该设计使源节点与目的节点的链路缓存具有很强的实时性。当使用路径的质量下降时, 协议将选择其他较好的路径进行数据传输。另外, 在数据包中还有一个判据扩展区, 节点以 $1/n$ (n 为该路由中节点的数目) 的概率把本节点与相邻节点链路的 ETX 信息附加到该数据包中。

(2) SrcRR 协议的特点

SrcRR 协议由于是 DSR 与 ETT 的结合, 所以拥有许多新的特点^[12], 具体包括:

- ① SrcRR 协议使用自适应传输速率控制算法, 该算法比普通 802.11b 的性能更好。
- ② SrcRR 协议在多次路由错误时才判断发生路由失效 (保留 5 秒链路状态), 而非直接采用 802.11 的重传报告, 该方法避免了因一些突发因素引起的路由失效。
- ③ 使用一种快速获取链路丢包率的方法, 而不采用传统的泛洪查询法。
- ④ 使用一种启发方法避免了因数据包或控制包冲突引起的链路质量降低, 进而导致无效路由切换现象的发生。
- ⑤ 引入 ETT 参数, 替代了原来的 ETX 判据, 由于其考虑到分组大小和链路带宽, 所以能够显著提高链路的吞吐量。

3) MSR 协议

多径源路由 MSR (Multi-path Source Routing)^[13]是以 DSR 协议为基础发展的, 虽然 DSR 协议可以发现多条路径, 但它最终是选择最短路径, 所以本质上还是一种单路径协议。在无线 Mesh 环境下单径路由极易造成网络震荡。MSR 的做法是以延迟作为路径状态的度量, 通过主动探测机制感知路径状态, 同时使用带权重的循环调度算法, 将数据流量分配在多条相互独立的路径上, 这样就充分利用了无线网络带宽, 提高了通信质量。

4.2 WPAN Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由协议优化研究

以 WPAN Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由协议^[16]为基础, 主要讨论了该路由协议在链路状态信息注册过程、最优路径建立过程以及在路由修复过程中如何减少控制开销, 降低分组端到端时延等问题。根据基于拓扑服务器的路由协议存在的问题, 我们提出了自适应选择路由的高效能耗均衡路由协议和基于节点层次信息自适应路由修复的路由协议。

4.2.1 基于自适应选路的高效能耗均衡路由协议

本小节首先介绍基于拓扑服务器路由协议存在的问题,然后详述本书作者提出的基于自适应选路的高效能耗均衡路由协议(An Efficient Energy-Balanced Routing Based On Self-Adaptive Route-Selection, EEBR)^{[20][22]}及其新机制设计,最后给出 EEBR 协议的运行步骤和性能分析。

1. 问题的引入

基于拓扑服务器的路由协议虽然可以找到最优路径,但是它仍然存在一定的冗余控制开销和时延开销。下面分别对其链路状态信息注册过程和最优路径建立过程中存在的问题进行详述。

(1) 基于拓扑服务器的路由协议在转发 Link State Registration 消息时在 MAC 子层采用的是单播方式,使发送节点通信范围内的除接收节点以外的邻居节点不能利用该 Link State Registration 消息中携带的有效拓扑信息。

(2) 每个节点收到 Link State Request 消息后,立即回复 Link State Registration 消息给它的父节点,再由它树上的父辈节点继续转发该消息直至到达 MC 节点,由于没有必要为每个节点单独转发 Link State Registration 消息到 MC 节点,因此该转发过程存在一定冗余的控制开销和时延开销。

(3) 最优路径上的中间节点在转发 Route Formation 消息时,将此条最优路径的完整路由信息(中继节点列表)进行转发,而随着转发过程的进行,越来越多的中继节点列表信息不再有用,因此在该过程中存在冗余中继节点列表信息被转发的情况。

(4) 公共父节点将最优路径信息沿着树结构传送给目的节点,然后由目的节点将该信息沿着最优路径传送给源节点,而由公共父节点将最优路径信息沿着树结构直接传送给源节点的方式有可能开销更小,此时,原始的路由协议在控制开销和寻路时延上存在一定冗余。

(5) 基于拓扑服务器的路由协议在计算最优路径时只考虑链路质量,没有考虑节点的剩余能量,当出现多条路径链路质量相同时,没有设计进一步的选路机制。

2. EEBR 协议设计思路

针对原始基于拓扑服务器的路由协议存在的问题,EEBR 协议提出了五种新机制:广播 Link State Registration 消息机制、融合 Link State Registration 消息机制、缩短中继节点列表长度机制、自适应选路发布最优路径信息机制和基于节点能量选路机制。提出上述新机制的基本思路是使 EEBR 路由协议能够有效地减少不必要的控制信息、缩短建路时间、均衡节点能耗、提高路由协议效率。

3. EEBR 协议的新机制

EEBR 协议引入了以下 5 个新机制。

(1) 广播转发 Link State Registration 消息机制

Link State Registration 消息是链路状态信息注册过程由子孙节点发给父辈节点包含链路状态信息的控制消息。EEBR 协议采用了使节点在转发 Link State Registration 消息时在 MAC 子

层采用广播的方式，且在该消息的“Destination TREEID”域中填入父节点地址的新机制。该新机制的采用不仅能完成链路信息的注册，而且还能使所有邻居节点获得该消息中的链路信息，有利于后续更快地建立最优路径，特别是当源节点与目的节点在两跳范围内时。

(2) 融合 Link State Registration 消息机制

节点收到子节点发来的 Link State Registration 消息后，先检查发送缓存中是否有其他的 Link State Registration 消息，若有，则融合为一个新的 Link State Registration 消息再发送；若无，则直接发送。新机制的采用可以减少网络的控制开销。

(3) 缩短中继节点列表长度机制

该新机制采用长度可变的 Route Formation 消息。在转发 Route Formation 消息过程中，将该消息经历过的中继节点信息删除后再转发，从而缩短了 Route Formation 消息长度。改进后的 Route Formation 消息在不改变原有功能的前提下，消息长度缩短的同时还减少了通信开销。同样，在采用自适应建立优化路径的前提下，第一个带有中继节点列表信息的数据包也将执行相同去除冗余信息的操作。

图 4-8 为基于拓扑服务器的缩短中继节点列表长度机制操作的示意。

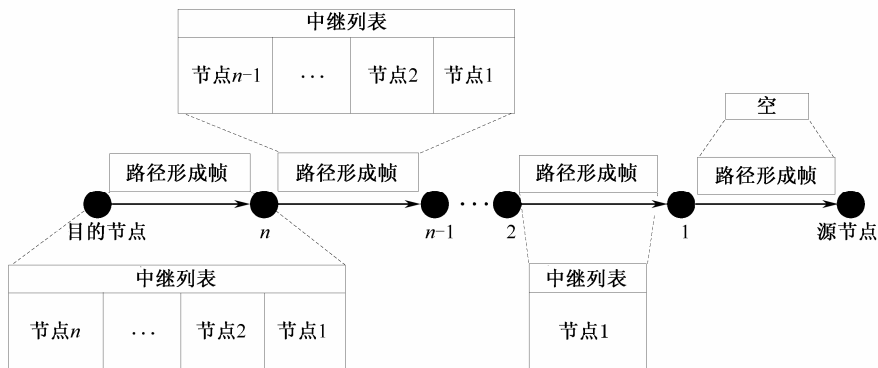


图 4-8 缩短中继节点列表长度机制示意

(4) 自适应选路发布最优路径信息机制

考察以下两个开销的数量：一是公共父节点到源节点的开销加上源节点到目的节点第一个数据包的开销；二是公共父节点到目的节点的开销加上目的节点到源节点的开销再加上源节点到目的节点第一个数据包的开销。当前者小于后者时，直接转发 Route Notification 消息给源节点，否则转发给目的节点。改进后的方案由于公共父节点自适应地选择开销小的路径和 Route Notification 消息的通往节点，可以有效地减少网络中冗余的 Route Notification 消息，减少了控制开销，同时减少了一定的建路时间。

图 4-9 给出改进前后的最优路径信息发布的对比示例，图 4-9 (a) 为原始的基于拓扑服务器的路由协议路径发布方法，图 4-9 (b) 为自适应选路发布最优路径信息机制。由图可见，改进后的协议减少了网络中控制消息的转发。

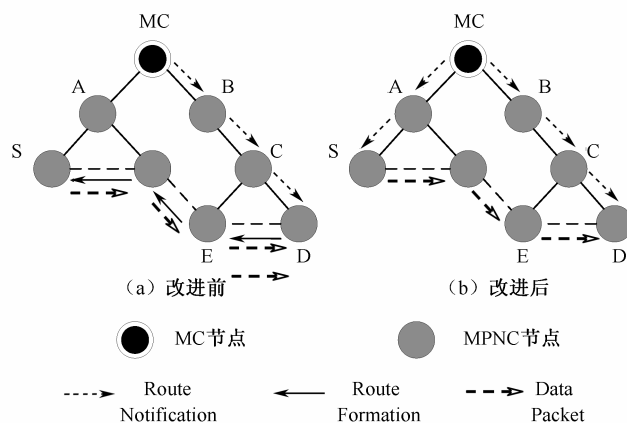


图 4-9 自适应选路发布最优路径信息机制示意

(5) 基于节点能量的选路机制

在最优路径建立过程中，现有的基于拓扑服务器的路由协议在计算最优路径时只考虑链路质量，没有考虑节点的剩余能量，当出现多条路径条件相同时，没有设计进一步的选路机制。而本小节提出的高效能耗均衡路由协议采用了“基于节点能量选路”新机制，即在最优路径建立过程中，源节点和目的节点的公共父节点在计算最优路径时会考虑节点的剩余能量。当出现多条可选最优路径时，再根据节点剩余能量的大小进行路径选择，选择这些路径中节点数最少且节点的剩余能量值最大的路径作为最终最优路径。改进后的方案解决了出现多条最优路径没有进一步的选路机制的问题，同时还考虑了节点的能量，延长了网络寿命。

4. EEBR 路由协议主要操作

EEBR 路由协议的路由操作与基于拓扑服务器的路由协议一致，也分为三个过程：链路状态信息注册过程、最优路径建立过程及数据传输过程。

(1) 链路状态信息注册过程

步骤 1：一个可以作为 MC 的 MPNC 节点发起链路状态信息的注册过程，MC 节点首先创建一个 Link State Request 消息，并将其广播给自己的子孙节点。

步骤 2：一个节点如果收到由父节点（MC 或 MPNC）发来的 Link State Request 消息则创建一个 Link State Registration 消息，在该消息的目的节点域中填写父节点的地址。在 Link State Registration 消息中为每个节点增加了一个表示节点能量等级的字段，并在每个节点的 Mesh 子层建立了一张节点剩余能量表。节点将自己的链路状态信息和剩余能量的等级装入此 Link State Registration 消息中，然后用 MAC 子层广播的方式发送给父节点。如果本节点不是边缘节点且存在子节点，则将收到的 Link State Request 消息广播给子节点。

步骤 3：如果一个节点收到 Link State Registration 消息，它首先检查该消息是否是发给自己的。如果不是，则将该 Link State Registration 消息所含信息存储到链路注册信息表（用于存放子孙节点的链路状态信息）和节点剩余能量表中，不再转发。如果是发给自己的，则将该 Link State Registration 消息中所含的链路状态信息和剩余能量信息提取出来，同时保存到自己的链路注册信息表和节点剩余能量表中，然后检查发送缓存中有无其他子节点发来的 Link

State Registration 消息。若有, 则将收到的和缓存的 Link State Registration 消息中的链路状态信息和节点剩余能量信息放到一个新生成的 Link State Registration 消息中, 继而将这个新的 Link State Registration 消息用 MAC 子层广播的方式发送给父节点。若无其他子节点发来的 Link State Registration 消息, 则直接用 MAC 子层广播的方式将收到的 Link State Registration 消息发送给父节点。

为便于 Link State Registration 消息的融合, EEBR 协议设计了以下方式: 当节点 MAC 子层的发送缓冲区不为空时, 待发送的 Link State Registration 消息都存储在 Mesh 子层的发送缓存中; 当 MAC 子层的发送缓冲区为空时, 用跨层信息共享的方式通知 Mesh 子层下传 Link State Registration 消息到 MAC 子层。

步骤 4: 当 MC 收到所有的子孙节点发来的 Link State Registration 消息后, 整个网络的链路状态信息注册过程完成, 链路状态信息注册过程结束。

(2) 最优路径建立过程

步骤 1: 当源节点有数据分组要发送时, 首先查询自己保存的链路状态信息表中是否有目的节点信息。如果有, 则源节点通过最短路径算法计算源节点到目的节点的最优路径; 若计算时出现多条最优路径, 选择这些路径中节点最少剩余能量值最大的路径作为最优路径。通过计算得到最优路径信息 (包含目的节点到源节点路径上的所有中继节点的列表) 后, 源节点将根据它更新通往目的节点的路由表项, 最优路径建立过程结束。如果源节点没有目的节点的信息, 则创建一个 Route Discovery 消息, 并沿着已生成的网状树结构将其转发给自己的父节点。

步骤 2: 当节点收到子节点发来的 Route Discovery 消息后, 先查询自己的链路状态信息表中是否有目的节点信息, 如果有目的节点信息 (表明当前节点就是源节点与目的节点的公共父节点), 则按照步骤 1 所述方法计算源节点到目的节点的最优路径, 并采用 “自适应选路发布最优路径信息” 新机制向源节点或目的节点发送最优路径信息。当最优路径信息在最优路径上传送时, 采用 “缩短中继节点列表长度” 新机制以减少转发开销。如果当前节点没有目的节点信息, 则转发 Route Discovery 消息给父节点, 父节点同样执行本步骤定义的操作, 直到找到从源节点到目的节点的最优路径并完成最优路径信息的发送。当源节点收到最优路径信息, 则最优路径建立过程结束。

(3) 数据传输过程

步骤 1: 当源节点有数据分组要发送且最优路径信息已获得时, 它先检查最优路径信息是否是由目的节点使用 Route Formation 消息发来。如果是, 则通过查找路由表获得下一跳节点地址, 然后向该节点转发数据分组。

步骤 2: 如果源节点的最优路径信息是由源节点、目的节点的公共父节点直接发来, 则源节点会使用源路由的方式, 将最优路径的中继节点列表装入数据分组中, 由数据分组 “捎带” 发往目的节点。

步骤 3: 最优路径上的中继节点收到数据分组后, 先检查数据组是否 “捎带” 有中继节点列表。如果是, 则采用 “缩短中继节点列表长度” 新机制缩短中继节点列表长度, 减少控制开销, 然后向中继节点列表指示的下一跳节点转发数据分组。如果不是, 则查找路由表获得下一跳节点地址, 然后向该节点转发数据分组。所有中继节点都需要执行本步骤定义的操作, 直至数据分组被传送到目的节点, 数据传输过程结束。

5. EEBR 协议性能分析

EEBR 协议在性能上优于基于拓扑服务器的路由协议^[22], 下面给出三个引理及其数学证明。

引理 1: 在相同的网络条件下, EEBR 路由协议比基于拓扑服务器的路由协议有更少的 Link State Registration 消息。

证明: 假设网络已形成 N 层的树结构, N 表示树结构允许的最大层数, 第 $n-1$ ($n \in (1-N)$) 层节点要转发第 n 层节点发来的 Link State Registration 消息, 直到 Link State Registration 消息转发到树的根节点为止。

基于拓扑服务器的路由协议需转发的 Link State Registration 消息数为

$$C_{SR} = \sum_{n=1}^N M_{1n} + \sum_{n=1}^N M_{2n} \quad (4-6)$$

EEBR 路由协议须转发的 Link State Registration 消息数为

$$C_{EEBR} = \sum_{n=1}^N M'_{1n} + \sum_{n=1}^N M_{2n} \quad (4-7)$$

式 (4-7) 中, M_{1n} 、 M'_{1n} 、 M_{2n} 分别表示基于拓扑服务器的路由协议中满足融合条件的 Link State Registration 消息数、EEBR 路由协议中融合后的 Link State Registration 消息数和 EEBR 协议不能融合的 Link State Registration 消息数。由于满足融合条件的最低要求就是融合两个 Link State Registration 消息 (即缓存中只有一个 Link State Registration 消息的情况), 可以得到

$$\sum_{n=1}^N M'_{1n} \leq \frac{1}{2} \sum_{n=1}^N M_{1n} \quad (4-8)$$

$$C_{EEBR} \leq \frac{1}{2} \sum_{n=1}^N M_{1n} + \sum_{n=1}^N M_{2n} < \sum_{n=1}^N M_{1n} + \sum_{n=1}^N M_{2n} \quad (4-9)$$

由上式, 可推出 $C_{EEBR} < C_{SR}$, 即 EEBR 路由协议比基于拓扑服务器的路由协议有更少的 Link State Registration 消息。证毕。

引理 2: 在相同的网络条件下, 缩短中继节点列表信息机制的采用使 EEBR 路由协议比基于拓扑服务器的路由协议有更少的控制开销。

证明: 假设网络中一共产生 m 次需要借助拓扑服务器计算最优路径的数据传输过程, 每次过程的中继列表有 n_i ($i \in (1, m)$) 个中继节点信息 (包含 $2n_i$ 字节的节点标示和 $2n_i$ 字节的节点开销) 需要被转发。基于拓扑服务器的路由协议, 需要转发中继节点列表信息的平均开销字节数为

$$\overline{C_{SR}} = \frac{\sum_{i=1}^m [4n_i \times (n_i + 1)]}{m} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m (4n_i^2 + 4n_i) \quad (4-10)$$

其中, n_i+1 为中继节点转发次数, 表示目的节点需要将中继节点列表信息转发 n_i+1 跳才能到达源节点。

由于在 EEBR 路由协议中, 每经过一个中继节点, 都将该节点对应的信息删除, 所以 EEBR 路由协议的平均开销为

$$\overline{C_{EEBR}} = \frac{\sum_{i=1}^m (4 \times n_i + 4 \times (n_i - 1) + 4 \times (n_i - 2) + \cdots + 4 \times 1)}{m} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m 4 \times \frac{(1+n_i) \times n_i}{2} = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m (2n_i^2 + 2n_i) \quad (4-11)$$

由式 (4-10) 和式 (4-11) 不难看出 $\overline{C_{SR}} < \overline{C_{EEBR}}$, 这表明在相同的网络条件下, EEBR 路

由协议在转发中继节点列表信息时所需开销比基于拓扑服务器的路由协议小。证毕。

引理 3: 在相同的网络条件下, 自适应选路发布最优路径信息机制的采用使 EEER 路由协议比基于拓扑服务器的路由协议有更少的控制开销。

证明: 假设网络中一共产生 n 次需要借助拓扑服务器计算最优路径的数据, 其中, n_1 为不满足自适应条件的次数, n_2 为满足自适应条件的次数。基于拓扑服务器的路由协议建立最优路径过程如图 4-11 (a) 所示, 此过程带来的比特开销 L_D 为

$$L_D = \sum_{m=1}^{n_1} (H_{tdm} \times L_{nm} + H_{dsm} \times L_{tm} + H_{sdm} \times L_{dlm}) + \left(\sum_{p=1}^{n_2} (H_{tdp} \times L_{np} + H_{dsp} \times L_{tp} + H_{sdp} \times L_{dlp}) \right) \quad (4-12)$$

EEER 路由协议建立的最优路径过程, 如图 4-11 (b) 所示, 此过程带来的比特开销 L_S 为

$$L_S = \sum_{m=1}^{n_1} (H_{tdm} \times L_{nm} + H_{dsm} \times L_{tm} + H_{sdm} \times L_{dlm}) + \sum_{p=1}^{n_2} (H_{tsp} \times L_{np} + H_{sdp} \times L_{dlp} + H_{sdp} \times L_{listp}) \quad (4-13)$$

式 (4-13) 中, H_{td} 为拓扑服务器到目的节点的跳数, H_{ts} 为拓扑服务器到源节点的跳数, H_{ds} 为目的节点到源节点的跳数, H_{sd} 为源节点到目的节点的跳数, 且 $H_{sd}=H_{ds}$, L_n 为 Route Notification 消息的比特大小, L_f 为 Route Formation 消息的比特大小, L_{dl} 为第一个数据包的比特大小, L_{list} 为中继节点列表的比特大小。原始的基于拓扑服务器的路由协议和 EEER 路由协议在建立最优路径上的控制开销量差值 Δ 为:

$$\begin{aligned} \Delta &= L_D - L_S \\ &= \sum_{p=1}^{n_2} [(H_{tdp} - H_{tsp}) \times L_{np} + H_{sdp} \times (L_{mesh_header} + L_{no_list})] \\ &= \sum_{p=1}^{n_2} [(H_{tdp} - H_{tsp}) \times L_{np} + 25 \times 8 \times H_{sdp}] \end{aligned} \quad (4-14)$$

由式 (4-14) 可知, 即使在极端的 $H_{tdp} = H_{tsp}$ 情况下, 仍然有 $\Delta > 0$, 即 EEER 路由协议在建立最优路径时所需的开销比原始的基于拓扑服务器的路由协议小, 由此可以看出我们提出的自适应建立最优路径方案能够有效减少控制开销, 即使在 $H_{tdp} > H_{tsp}$ 的情况下, $\Delta > 0$ 也成立。综上所述, 自适应建立最优路径新机制的使用能够减少网络中 Route Notification 消息的转发。证毕。

4.2.2 一种带自适应快速路由修复策略的路由协议

前面介绍的 EEER 协议的贡献是解决了基于拓扑服务器的路由协议在链路状态信息注册和路由建立时存在的冗余开销和时延问题, 但 EEER 协议没有考虑基于拓扑服务器的路由协议路由修复操作中存在的问题。本书作者提出的 SFRR (A Routing Algorithm Based on Self-adaptive and Fast Route Recovery Mechanism)^{[21][22]}路由协议是针对基于拓扑服务器的路由协议在链路失效时路由修复过程中的问题而提出的改进协议。

1. 问题分析

据研究, 现有基于拓扑服务器的路由协议存在以下问题。

(1) 现有基于拓扑服务器的路由协议在转发 Route Error 消息时先转发给源节点, 然后转发

给公共父节点,没有实际地考虑当前探测到链路失效的节点到公共父节点的距离是否比源节点到公共父节点的距离近,在此可能存在冗余的 Route Error 控制消息。进一步,如果存在探测到链路失效的节点到公共父节点的距离比源节点到公共父节点的距离近的情况,如何向源节点和公共父节点转发 Route Error 消息也是需要考虑的。

(2) 现有基于拓扑服务器的路由协议由于 Route Error 消息的转发路径不是最优的,使得路由修复过程存在明显的时延。

(3) 现有基于拓扑服务器的路由协议中的中继节点没有源节点的节点信息,不能为探测到链路失效的节点进一步操作提供有效依据。

2. SFRR 路由协议设计思路

为了解决基于拓扑服务器的路由协议在路由修复过程中没有有效地根据失效链路所在网络结构中的层次来通知源节点和拓扑服务器链路失效的问题, SFRR 路由协议引入了三种新机制: 携带式发布源节点信息、自适应选择路由修复过程、组播 Route Error 控制消息,并基于这些新机制设计了系统的协议执行步骤。SFRR 路由协议自适应地选择 Route Error 消息转发的路径,从而减少了 Route Error 消息的传输次数,同时缩短了重新建路的时延,达到网络性能的提升。

3. SFRR 路由协议的新机制

SFRR 路由协议引入了以下新机制:

(1) 携带式发布源节点信息机制

在最优路径建立阶段当公共父节点计算完最优路径时,将会发送装有最优路径信息的 Route Notification 消息到目的节点,此时,在 Route Notification 消息中增加源节点信息域,用来存放跳数信息,并将该信息传递给目的节点。目的节点再将跳数信息装入到 Route Formation 消息中新增的源节点信息域中,同时转发给中继节点,中继节点收到更改后的 Route Formation 消息后保存源节点信息域中所存的跳数信息。新机制的采用使得中继节点能够直接知道源节点跳数信息,为后续路由修复做铺垫,同时删除了“长度”和“路径控制开销类型”两个不必要的字节域,总体上减小了控制开销。更改后的 Route Notification 消息和更改后的 Route Formation 消息格式如图 4-10 所示。

字节: $4 \times n$	2	2	1	1	1
中继列表	路径开销	源节点 TREEID	源节点 信息	序列号	命令类型

(a) 更改后的 Route Notification 控制消息格式

字节: $4 \times n$	2	2	2	1	2	1
中继列表	路径开销	目的节点 TREEID	源节点 TREEID	源节点 信息	序列号	命令类型

(b) 更改后的 Route Formation 控制消息格式

图 4-10 更改后的控制消息格式

(2) 自适应选择路由修复机制

在采用上述的携带式发布源节点信息机制前提下,当节点检测到链路失效时,本节点判断并找到源节点和邻居节点集中距离公共父节点最短的节点,并将沿着该节点转发 Route Error 控制消息给公共父节点。在该机制中,Route Error 控制消息向公共父节点转发的同时,也要向源节点转发。自适应选择路由修复机制在完成 Route Error 控制消息向源节点和公共父节点转发操作的同时减少了控制开销。同时,为了区分是否采用自适应选择路由修复机制,可以考察 Route Error 控制消息中的“长度”域中的值(该值是一个值为 7 字节固定值,用于表征 Route Error 控制消息长度)。当采用了新机制,长度值就会增加 1;否则长度值不变,即没有采用本机制。

(3) Route Error 控制消息组播机制

当节点选择了自适应选择路由修复新机制所选路径转发 Route Error 消息,在发送 Route Error 控制消息时会发送两次:一次为了通知源节点,另一次为了通知公共父节点。为了减少控制开销,SFRR 路由协议引入了在发送 Route Error 控制消息给第一跳节点时采用组播方式的新机制,仅发送一个 Route Error 控制消息(该消息中加入了公共父节点信息)。

4. SFRR 路由协议的路由修复流程

SFRR 路由协议仅改进基于拓扑服务器的路由协议路由修复过程中的操作,之前的路由建立过程 SFRR 路由协议与基于拓扑服务器的路由协议一致。下面阐述链路失效后的操作过程,同时由于携带式发布源节点信息机制的采用,网络中的中继节点已经在最优路径建立过程中收集了源节点的信息。

步骤 1:当节点检测到链路失效(链路断开、容量低、电量低等)时,节点根据已知的源节点和邻居节点集信息(到公共父节点距离,用跳数表示)选择距离公共父节点最近的节点(当源节点和邻居节点距离公共父节点跳数相同时,选择邻居节点,因为邻居节点能较早地将 Route Error 消息通知给公共父节点,并由公共父节点进行后续最优路径的计算)转发 Route Error 消息。

步骤 2:若节点在采用自适应选择路由修复机制选择邻居节点作为通知 Route Error 消息给公共父节点的下一跳时,组播更改后的 Route Error 消息给一跳范围内邻居节点。否则,节点按照原始的路由修复过程将 Route Error 消息转发给通往源节点的下一跳中继节点。

步骤 3:当节点收到 Route Error 消息后,考察“长度”域的值。若为固定值“7”,表明收到原始的 Route Error 消息,则直接转发给下一跳。若为固定值“9”,表明收到更改后的 Route Error 消息,再判断是否有“公共父节点 TREEID”域,若无则直接转发给下一跳。否则,若本节点通往源节点转发,则直接删除“公共父节点 TREEID”域后再转发,若本节点通往公共父节点转发,则将更改后的 Route Error 消息中“公共父节点 TREEID”的值写入到该消息对应帧的头部,并删除“公共父节点 TREEID”域后再转发。

步骤 4:当源节点收到 Route Error 消息后,判断“长度”域的值,若为固定值“7”,则在修改帧头值后沿着树结构转发给公共父节点;若为固定值“9”,则销毁该 Route Error 消息,停止转发。

步骤 5:当公共父节点收到 Route Error 消息后,则根据消息中错误信息重新计算受失效链路影响的源节点和目的节点之间的最优路径,之后的最优路径通知、最优路径形成及数据的传输与基于拓扑服务器的路由协议建路过程一致。

根据以上 5 个步骤得出路由修复时最优 Route Error 消息的转发路径示例如图 4-11 所示, SFRR 路由协议省去了冗余的 Route Error 消息。

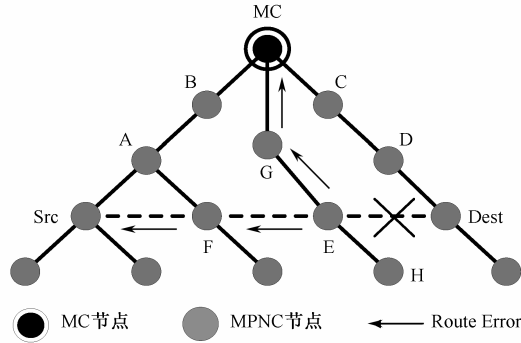


图 4-11 SFRR 路由修复协议示例

5. SFRR 路由协议性能

仿真实验表明：SFRR 路由协议在控制消息转发次数，网络开销，路由修复时间，平均端到端时延等性能指标上优于基于拓扑服务器的路由协议^[22]。

(1) Route Error 消息转发次数：网络中 Route Error 消息被转发的次数。其计算式为

$$E_N = \sum_i E_i \quad (4-15)$$

式 (4-15) 中, E_i 表示网络中第 i 个 Route Error 消息。在 SFRR 路由协议中该参数包含改进前的 Route Error 消息和改进后的 Route Error 消息。自适应选择路由修复机制和 Route Error 控制消息组播机制的采用, 使得 SFRR 路由协议转发的 Route Error 消息比原始的基于拓扑服务器的路由协议少。

(2) 网络开销：网络中节点发送的控制分组和数据分组比特数之和, 用于评价协议的效率。网络开销越小, 则协议效率越高, 反之亦然。网络开销 C 的计算公式为

$$C = N_B + N_{Di} + N_N + N_F + N_{Req} + N_{Reg} + N_D + N_E \quad (4-16)$$

式 (4-16) 中, N_B 、 N_{Di} 、 N_N 、 N_F 、 N_{Req} 、 N_{Reg} 、 N_D 、 N_E 分别表示网络中总的 Beacon 消息、Route Discovery 消息、Route Notification 消息、Route Formation 消息、Link State Request 消息、Link State Registration 消息、数据分组和 Route Error 消息在发送时消耗的比特数。SFRR 路由协议的网络开销比基于服务器的路由协议的网络开销小。网络开销的减少归功于携带式发布源节点信息、自适应选择路由修复、组播 Route Error 控制消息三个新机制的采用。

(3) 路由修复时间：当有链路失效时, 节点从发送 Route Error 消息起到公共父节点收到 Route Error 消息为止的时间差之和, 计算公式为

$$T = \sum_i (T_{reci} - T_{sendi}) \quad (4-17)$$

式 (4-17) 中, T_{reci} 表示网络中公共父节点第 i 次收到 Route Error 消息的时刻, T_{sendi} 表示检测到链路断开的节点第 i 次发送 Route Error 消息的时刻。SFRR 路由协议在相同的失效阈值下具有更小的路由修复时间。

(4) 平均端到端时延：指所有数据分组从源节点到达目的节点的平均时延, 平均端到端时延的计算公式为

$$\bar{T} = \frac{\sum_i T_i}{D_i} \quad (4-18)$$

式(4-18)中, T_i 和 D_i 分别表示第 i 个数据分组成功到达目的节点所消耗的时间和当前网络中总的收到的数据包个数。SFRR 路由协议的平均端到端时延比原始的基于拓扑服务器的路由协议低, 这是因为自适应选择路由修复机制的采用使得 SFRR 路由协议能够更快地进入最优路径重新建立过程, 从而缩短了时延。

4.3 认知无线 Mesh 网络路由协议优化研究

我们对认知无线 Mesh 网络中的 NSAR 路由协议和 RASR 路由协议进行了深入研究, 针对 NSAR 路由协议和 RASR 路由协议存在的问题, 分别提出了一种基于主用户行为的稳定路由协议 (Reliable Routing algorithm based on PU Behavior, RRPB)^{[24][27]} 和一种基于主用户活跃度的高稳定低时延的路由协议 (high-Stable and low-Delay Routing algorithm based on PU Activity SDRPA)^{[25][26]}。

4.3.1 基于主用户行为的稳定路由协议

本节首先介绍 NASR 协议存在的问题, 然后详述 RRPB 协议针对性引入的新机制和 RRPB 协议的步骤, 最后给出 RRPB 协议性能分析。

1. NASR 协议问题分析

在本书 4.1.3 节中提到, S. Parvin 为避免认知 Mesh 网中主用户暴露终端和隐蔽终端的问题, 提出了 NSAR 协议^[18]。但是, NSAR 协议仍存在以下三个问题:

(1) NSAR 协议在计算链路信道优先列表的过程中没有考虑正在工作且同时覆盖两个通信节点的主用户所使用的信道。当主用户停止对该信道的占用时, 次用户可以使用此信道进行通信。但是, NSAR 协议在计算信道优先列表时并没有将此类信道考虑在内, 会导致表中的可用信道数统计不全。当次用户从信道优先列表中选择可用信道传输数据时, 若表中没有足够多的信道可供选择, 可能会导致链路中断, 进入路由修复阶段, 进而影响链路稳定性。数据分组也因没有有效路由而缓存在节点本地, 不仅会导致数据分组端到端传输时延的增大, 还会影响数据分组传递成功率。如图 4-12 (a) 所示, ON 状态表示主用户正在工作, OFF 状态表示主用户没有工作。由于 PU_4 正在工作, 即信道 4 正在被主用户占用, 所以按照图 4-12 (b) 所示的方法计算 CPL_{xy} , 由于信道 4 被主用户占用, 所以 CPL_{xy} 列表不包含信道 4, 但是此时 PU_4 在工作并不代表将来 PU_4 一直会工作, 即 PU_4 可能在某一时刻停止工作, 而此时使用信道 1 进行通信的 x 和 y 节点因主用户 PU_1 开始工作而退出对信道 1 的占用, 那么 x 和 y 节点则可切换到信道 4 继续传输数据, 不用因 CPL_{xy} 中无可用信道而造成链路中断。所以, 在计算 CPL_{xy} 的时候应该把信道 4 包含在 CPL_{xy} 列表中, 而 NSAR 协议在计算 CPL_{xy} 时忽略了对信道 4 的考虑。

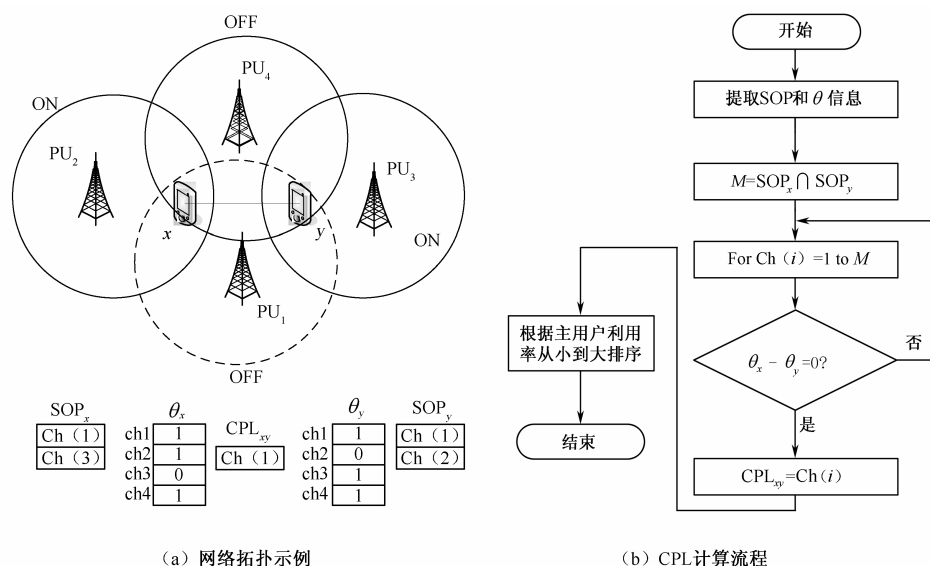


图 4-12 网络拓扑示例和 CPL 计算方法

(2) 当网络中有多个主用户使用相同信道时, NSAR 协议仍然会出现隐蔽终端和暴露终端问题。如图 4-13 所示, 当网络中存在两个 PU_2 的时候, 即有两个主用户使用信道 2, 按照 NASR 协议中信道优先列表的计算方法, 会把信道 2 加入到 CPL_{xy} 列表中。当 x 和 y 使用信道 2 进行数据传输的时候, 如果此时网络中任意一个 PU_2 开始工作都会造成暴露终端或者隐蔽终端问题, 从而导致数据包丢失和传输时延的增大。

(3) NASR 协议在路由维护阶段存在数据分组的丢失。如图 4-14 所示, s 为源节点, d 为目的节点, 当 CPL_{bd} 为空的时候, 则代表没有空闲的授权信道可供使用, 链路断开, 此时数据会缓存在节点 b 处。等待时间 T_m 后, 如果断开的链路仍未恢复, 即 CPL_{bd} 仍为空, 那么节点 b 会发送 RERR 消息通知节点 s 重新寻路, 但是此时缓存在 b 节点上的数据因无法到达目的节点, 从而造成丢失。

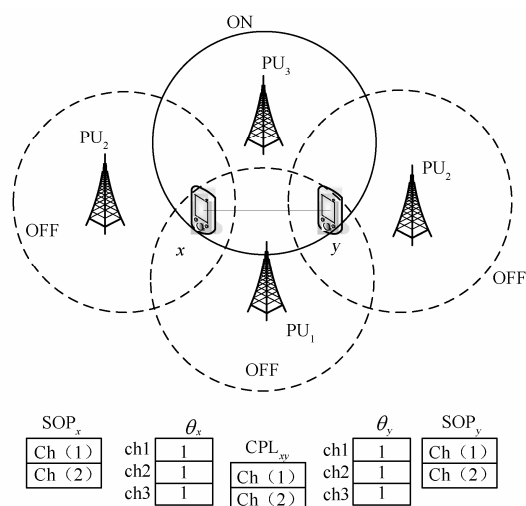


图 4-13 多个 PU 使用同一信道

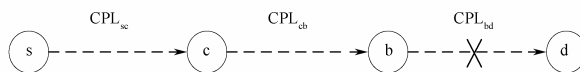


图 4-14 NASR 路由维护

2. RRPB 协议设计思路

针对以上三个问题，RRPB 协议引入三种新机制分别进行解决。RRPB 协议优化了信道优先列表 CPL 的计算方法，并在 CPL 计算流程中引入信道占用次数信息。同时 RRPB 协议重传在路由修复过程中丢失的数据分组。RRPB 协议提高了数据分组传递成功率，减小了数据分组平均端到端时延和链路中断次数。

3. RRPB 协议新机制

(1) 优化信道优先列表 CPL 的计算方法来解决 CPL 中可用信道统计不全的问题。如图 4-15 (a) 所示， SOP_x 为通信节点 x 的频谱机会集， SOP_y 为通信节点 y 的频谱机会集。在频谱机会集中，1 表示信道不可使用，0 表示信道可以使用。根据频谱机会集中可用信道信息，将两个通信节点的频谱机会集中的元素进行加法运算得出每个信道的参考值 Value，如式 (4-19) 所示。将 Value 值为 0 或者 2 的信道加入到公共信道列表 (Common Channel List, CCL) 中，此时信道列表 $CCL = \{Ch(1), Ch(2), Ch(3), Ch(4), Ch(5)\}$ ，然后再根据 θ_i 列表中的信息，按照图 4-15 (b) 所示的计算方法，可以剔除那些不同时覆盖通信节点的信道，如信道 2、信道 3 和信道 5，即得到 $CPL_{xy} = \{Ch(1), Ch(4)\}$ ，再将目前可以使用的信道根据主用户利用率从小到大排在信道优先列表的前面，将那些暂时不能使用的信道同样根据主用户利用率从小到大排在列表的后面。

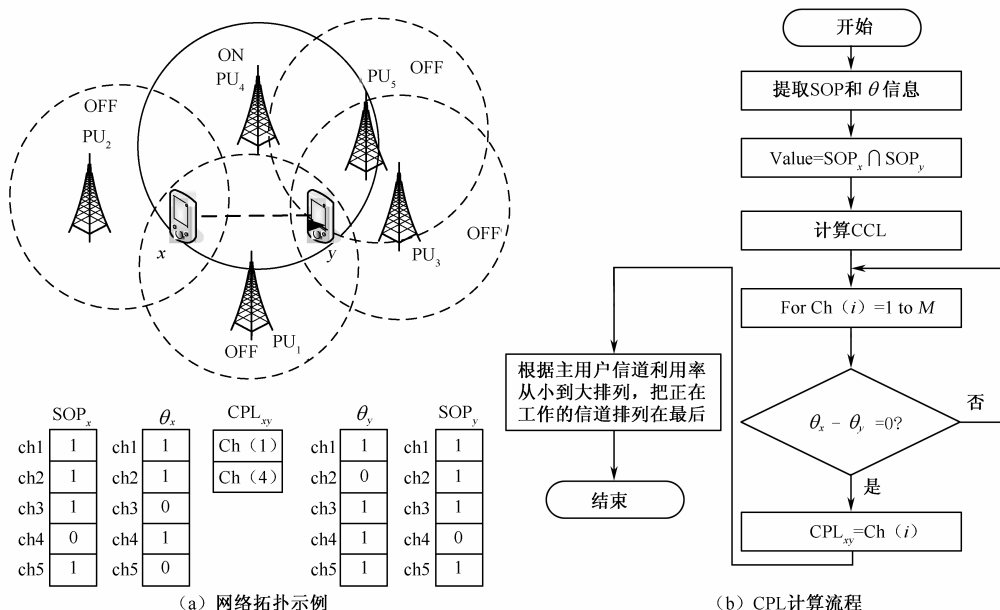


图 4-15 CPL 计算方法改进示例

$$\text{Value}_k = \begin{cases} 0, & \text{信道}k\text{目前空闲, 可以被使用} \\ 1, & \text{信道}k\text{正被主用户占用} \\ 2, & \text{信道}k\text{正被主用户占用且信道}k\text{在将来某一时刻可以被使用} \end{cases} \quad (4-19)$$

(2) 计算 CPL 列表时引入主用户占用信道的次数信息, 从而可以避免多个主用户使用相同信道带来的暴露终端和隐蔽终端的问题。将每个信道的占用次数通过 RREQ 传递给下一跳节点, 然后下一跳节点利用次数信息计算链路的列表。结合前一个新机制对信道优先列表的优化方案, 得出 RRPB 协议的信道优先列表计算方法。如图 4-13 所示的网络拓扑图中有两个主用户使用信道 2, 假设它们目前未处于工作状态。首先结合上一个机制的优化方案计算出 $\text{CCL} = \{\text{Ch}(1), \text{Ch}(2), \text{Ch}(3), \text{Ch}(4)\}$, 根据 θ_n 信息排除信道 4, 然后再根据主用户占用信道的次数信息 O_x^i 和 O_y^i 排除信道 2, 得出 $\text{CPL}_{xy} = \{\text{Ch}(1), \text{Ch}(3)\}$ 。

(3) 在源节点缓存数据分组发送的副本, 以便在路由维护的过程中, 对中断节点缓存中的分组进行重发。当目的节点回复 RREP 的时候, 在 RREP 中携带传输时延 T 信息给源节点, 然后源节点为数据分组建立数据缓存, 如式 (4-20) 所示, 其缓存大小 buffer_size 等于时间 T 与最大发送速率 V_{\max} 之积。如果链路断开并需要发送 RRER 的时候, 则取断开节点缓存中的第一个数据分组的序列号 first_sequence 放入 RRER 消息中发送给源节点, 当源节点收到 RRER 消息之后, 停止发送数据并记录此时发送的最后一个分组的序列号 last_sequence 且开始重新寻路, 建好路之后, 重发 first_sequence 和 last_sequence 之间的数据分组。

$$\text{buffer_size} = T \times V_{\max} \quad (4-20)$$

4. RRPB 协议操作步骤

RRPB 协议在运行中分为路由发现、路由回复、路由维护三个阶段, 各阶段的操作步骤具体阐述如下。

(1) 路由发现阶段

路由发现阶段使用的 RREQ 分组格式如图 4-16 所示。路由发现过程中, 当源节点向目的节点发送数据时, 若路由表中无有效路由, 则通过全局控制信道广播 RREQ 分组。当中间节点收到 RREQ 分组时, 首先通过序列号判断是否是重复的 RREQ 分组, 如果是, 则丢弃。否则, 先提取接收到 RREQ 分组中的信道标志列表、频谱机会集列表和信道使用次数列表的信息, 再根据图 4-15 (b) 所示的方法计算出本条链路的信道优先列表。根据信道优先列表信息, 计算出链路可用带宽。最后, 将本节点信道标志列表、频谱机会集列表和信道使用次数列表的信息以及收集的链路可用带宽信息和信道优先列表信息放入到新的 RREQ 分组中, 然后继续转发。

分组类型	序列号	源地址	目的地址	上一跳地址	下一跳地址	信道标志列表	频谱机会集列表	信道使用次数列表	信道优先列表	链路可用带宽列表
------	-----	-----	------	-------	-------	--------	---------	----------	--------	----------

图 4-16 RRPB 协议中 RREQ 分组格式

(2) 路由回复阶段

路由回复阶段所使用的 RREP 分组格式如图 4-17 所示。当目的节点收到第一个 RREQ 时, 启动一个超时时间为 T_m 的定时器。当定时器超时后, 提取所有已收到的 RREQ 分组信息, 计算路径时延, 选取端到端时延最小的一条路径来传输数据。路径选定后, 须为上一跳链路分配数据信道提供信道优先列表信息且为源节点分配数据缓存空间提供端到端时延信息。所以, 需

要将本地链路的信道优先列表信息和端到端时延信息加入扩展后的 RREP 分组中, 沿着反向路由传递给源节点。在传递的过程中, 中继节点提取收到 RREP 分组中的信道优先列表信息, 完成本节点的信道分配, 并将本节点的信道优先列表信息再放到新的 RREP 分组中, 并转发出去。

分组类型	源地 址	目的 地址	上一跳 地址	下一跳 地址	信道优 先列表	端到端 时延
------	---------	----------	-----------	-----------	------------	-----------

图 4-17 RRPB 协议中的 RREP 分组格式

(3) 路由维护阶段

路由维护阶段所使用的 RERR 分组格式如图 4-18 所示。当节点检测到路由表中的下一跳节点失效时, 首先查看与下一跳节点之间的信道优先列表, 看表中是否有其他可用信道。如果有, 则切换到下一个信道继续进行数据传输; 如果没有, 则启动定时器并缓存源节点发送过来的数据分组。当定时器超时之后再次查看信道优先列表中是否有可用信道。如果有, 则切换到该信道进行传输; 如果没有, 则将缓存中的第一个数据分组的序列号 `first_sequence` 放入到扩展的 RERR 分组中发送给源节点, 当源节点收到 RERR 分组时, 停止发送数据并记录此时发送的最后一个数据分组的序列号 `last_sequence`, 然后重新建路, 新路径建立之后重新发送 `first_sequence` 和 `last_sequence` 之间的数据分组。

分组类型	源地 址	目的 地址	下一跳 地址	错误 路由	数据分组序 列号
------	---------	----------	-----------	----------	-------------

图 4-18 RRPB 协议中的 RERR 分组格式

5. RRPB 协议性能分析

仿真实验表明: RRPB 协议在数据分组传递成功率、数据分组平均端到端时延和链路中断次数等性能指标上优于 NASR 协议^[24]。

(1) 数据分组传递成功率

数据分组传递成功率 P_{success} 的定义为

$$P_{\text{success}} = \frac{P_{\text{recv}}}{P_{\text{send}}} \quad (4-21)$$

式 (4-21) 中 P_{send} 表示源节点发送数据分组的总数, P_{recv} 表示目的节点成功接收的数据分组的总数。RRPB 协议的传递成功率高于 NSAR 协议。原因主要有以下三方面: 第一, RRPB 协议能有效避免暴露终端和隐蔽终端的产生带来的数据分组丢失的问题; 第二, RRPB 协议中 CPL 列表可以尽可能地包含网络中可用信道, 使得 CPL 中有相对较多的可供切换的信道, 链路不易中断; 第三, RRPB 协议的路由维护机制会对因链路中断而丢失的数据分组进行重传。所以, RRPB 协议要比 NSAR 协议稳定, 数据分组传递成功率高于 NSAR 协议。

(2) 数据分组平均端到端时延

数据分组的平均端到端时延的定义为

$$\bar{T} = \frac{\sum (T_{\text{end}}^i - T_{\text{start}}^i)}{P_{\text{recv}}} \quad (4-22)$$

式 (4-22) 中, T_{start}^i 代表源节点产生第 i 个数据分组的时间, T_{end}^i 代表目的节点收到第 i

个数据分组的时间, $T_{\text{end}}^i - T_{\text{start}}^i$ 代表第 i 个数据分组的端到端时延, P_{recv} 表示目的节点成功接收的数据分组的总数。RRPB 协议的数据分组平均端到端时延小于 NSAR 协议。其原因主要是 NSAR 协议的通信链路容易中断, 使得源节点产生的数据分组必须等待路由修复好了之后才能发送出去, 而 RRPB 协议能有效避免暴露终端和隐蔽终端的问题并且 CPL 列表能尽可能多地包含可用信道, 使得链路不易中断, 源节点产生的数据分组能够相对及时地到达目的节点。

(3) 路径中断次数

当链路上的信道优先列表中没有可用信道的时候, 则认为链路中断, 进入路由修复阶段。路径中断次数的定义为:

$$I = \sum_{l=1}^N \text{link}_l \quad (4-23)$$

其中, link_l 代表第 l 条链路的中断次数, N 代表一条路径上的链路数, I 代表一条路径上链路中断次数之和。RRPB 协议的路径中断次数小于 NSAR 协议。这主要是由于 RRPB 协议在计算 CPL 列表的时候, 考虑了目前正在被占用的信道, 可以尽可能地包含网络中可使用的信道, 使得 CPL 中有相对较多的可供切换的信道, 可以减少链路中断的次数。

4.3.2 基于主用户活跃度的高稳定低时延路由协议

本节首先介绍 RASR 协议存在的问题, 然后详述基于主用户活跃度的高稳定低时延的路由协议——SDRPA 协议 (high-Stable and low-Delay Routing algorithm based on PU Activity) [25][26] 针对性引入的新机制和 SDRPA 协议的步骤, 最后给出 SDRPA 协议的性能分析。

1. 问题描述

S. Parvin 为了解决 NSAR 协议在路由稳定性上的问题, 提出了 RASR 协议^[19]。但是, RASR 协议仍然存在以下两个问题。

(1) 在 RASR 协议中, 将信道优先列表的长度作为衡量链路稳定性的依据, 认为信道优先列表越长, 可供切换的信道就越多, 链路就越稳定, 忽略了信道优先列表中信道利用率对链路稳定性的影响。图 4-19 给出了 e_{ab} 和 e_{cd} 两条链路的示例, 链路 e_{ab} 上有三个可用信道, 故 CPL_{ab} 的长度为 3; 链路 e_{cd} 上有两个可用信道, 故 CPL_{cd} 的长度为 2。根据 RASR 协议, 链路 e_{ab} 比链路 e_{cd} 要稳定, 因为链路 e_{ab} 上可供切换的信道数较多。但是, RASR 协议忽略了主用户的信道利用率对链路稳定性的影响, 如果链路 e_{ab} 上主用户的信道利用率很高, 而链路 e_{cd} 上主用户的信道利用率很低, 链路 e_{ab} 链路稳定程度可能低于链路 e_{cd} 。

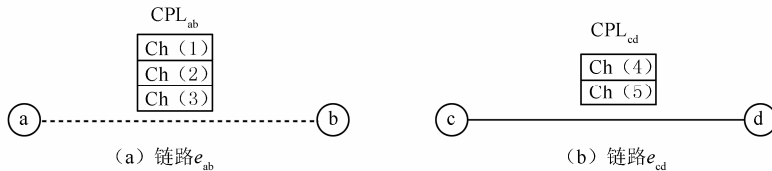


图 4-19 链路示例

(2) RASR 协议中有关路由度量信息的运算全部在目的节点完成, 这就造成 RREQ 所需要携带的信息量较大, 从而产生过多的控制开销。

2. SDRPA 协议设计思路

针对上述两个问题, SDRPA 协议引入两种新机制来进行解决。SDRPA 协议在考虑链路稳定性的问题上引入了信道可用率, 链路上信道可用率之和越大, 链路可持续传输的时间就越长, 链路就越稳定, 并选择一条路径中最不稳定的链路来衡量整条路径的稳定性。此外, 还对寻路报文 RREQ 进行有效压缩, 减小了控制开销。

3. SDRPA 协议的新机制

SDRPA 协议引入了以下新机制。

(1) 基于主用户活跃度的路由选择

在 SDRPA 协议中主要通过次用户对信道的可用率来衡量链路的稳定性。

如图 4-20 所示, 主用户对频谱的使用情况服从 ON-OFF 开关模型, T_{on}^k 表示主用户对 k 信道的占用时间, T_{off}^k 表示主用户不占用信道 k 的时间。

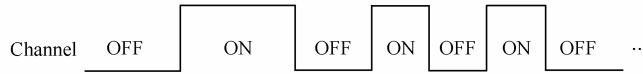


图 4-20 信道模型

那么次用户对信道 k 的可用率为

$$\beta^k = 1 - \alpha^k = 1 - T_{\text{on}}^k / (T_{\text{on}}^k + T_{\text{off}}^k) = T_{\text{off}}^k / (T_{\text{on}}^k + T_{\text{off}}^k) \quad (4-24)$$

主用户对信道的占用率 α^k 越小, 次用户对信道的可用率 β^k 越大, 那么次用户使用该信道持续传输数据的时间就越长, 信道也就越稳定。为了衡量链路的稳定性, 我们定义链路的稳定因子 L , L 为链路可用信道列表 CPL 中信道可用率之和, 如公式 (4-25) 所示, L 越大就代表链路可持续传输数据的时间就越长, 那么链路就越稳定。

$$L = \sum_{i \in \text{CPL}_l} \beta^i \quad (4-25)$$

图 4-21 给出的示例中, $\text{CPL}_{\text{SA}} = \{\text{Ch}(1), \text{Ch}(2)\}$, 即链路 E_{SA} 上有两个可用信道, 分别为信道 1 和信道 2。那么链路 E_{SA} 的稳定因子 L_{SA} 则为

$$L_{\text{SA}} = \sum_{i \in \text{CPL}_{\text{SA}}} \beta^i = \beta^1 + \beta^2 \quad (4-26)$$

由于一条路径上会有多条链路, 根据“木桶原理”, 取一条路径中最小的链路稳定因子作为衡量整条路径稳定性 S 的依据。

$$S = L = \min\{L_1, L_2, L_3, \dots, L_l\} \quad (4-27)$$

综合路径稳定性和路径传输时延 T 的考虑, 路由度量 RM 如公式 (4-28) 所示。当认知无线 Mesh 网络中源节点和目的节点之间存在 m 条路径时, 选择一条高稳定低时延的路径, 即 RM 大的路径来进行数据传输。

$$RM = \max\left\{\frac{S_1}{T_1}, \frac{S_2}{T_2}, \dots, \frac{S_m}{T_m}\right\} \quad (4-28)$$

图 4-21 给出的示例中, 源节点 s 到目的节点 d 有两条路径 $s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d$ 和 $s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d$, 路径稳定因子 $S_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}$ 和 $S_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}$ 分别为:

$$S_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d} = \min\{L_{sa}, L_{ac}, L_{cd}\} \quad (4-29)$$

$$S_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d} = \min\{L_{sb}, L_{be}, L_{ed}\} \quad (4-30)$$

路径时延 $T_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}$ 和 $T_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}$ 分别为:

$$T_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d} = T_{sa} + T_{ac} + T_{cd} \quad (4-31)$$

$$T_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d} = T_{sb} + T_{be} + T_{ed} \quad (4-32)$$

$RM_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}$ 和 $RM_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}$ 如式 (4-33) 和式 (4-34) 所示。最后选取 $RM_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}$ 和 $RM_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}$ 中较大的一条路径进行数据传输。

$$RM_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d} = \frac{S_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}}{T_{s \rightarrow a \rightarrow c \rightarrow d}} \quad (4-33)$$

$$RM_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d} = \frac{S_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}}{T_{s \rightarrow b \rightarrow e \rightarrow d}} \quad (4-34)$$

(2) 捎带式发布和计算链路状态信息

SDRPA 协议对 RREQ 分组格式改进如图 4-22 所示, 信道标志列表和频谱机会集列表初始信息均为本地节点所感知到的信道信息。链路稳定因子 L 和时延 T 初始值均为 0。中继节点收到源节点广播的 RREQ 消息后, 首先在本地计算信道优先列表, 信道优先列表的计算方法和 RASR 协议一样。若信道优先列表为空, 则丢弃 RREQ 分组; 若不为空, 则计算这条链路的传输时延 $link_delay$, 然后如式 (4-35) 所示将 RREQ 分组中的时延域 T 提取出来与 $link_delay$ 相加。随着 RREQ 分组的转发, 时延 T 将会逐跳进行累加。当到达目的节点的时候 RREQ 中的 T 值则代表路径的端到端时延。

$$T = T + link_delay \quad (4-35)$$

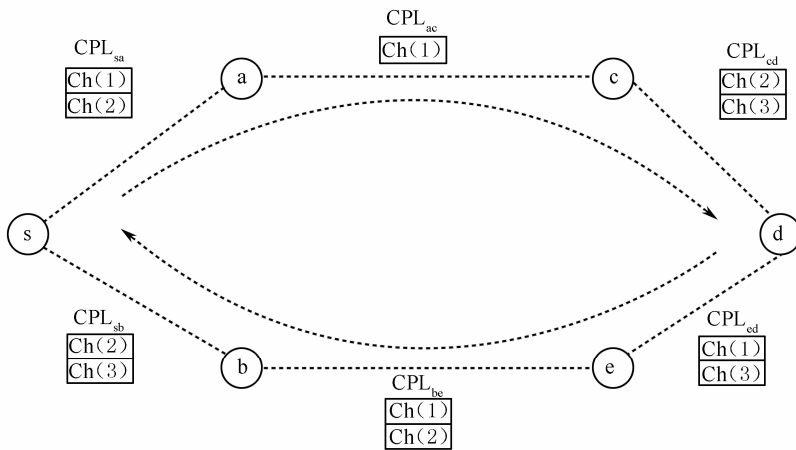


图 4-21 节点路径示例

为评估每条链路的稳定性, 我们在 RREQ 分组中还添加了一个 4 字节的字段用来存放链路

的稳定因子 L ，初始化为 0。节点收到 RREQ 分组后，将本地计算的链路稳定因子 L_l 同 RREQ 分组中的 L 值相比较，如式 (4-36) 所示取最小的一个值放入新的 RREQ 分组中。

$$L = \begin{cases} \min\{L, L_l\}, & L > 0 \\ L_l, & L = 0 \end{cases} \quad (4-36)$$

RREQ 分组广播的过程中时延 T 和链路稳定因子的计算主要是为目的节点进行路由选择做铺垫。另外，与原 RASR 协议相比，这种捎带式发布和计算链路状态信息的机制，可以使 RREQ 分组携带较少的信息量，进而减小了网络开销。

8bit	32bit	32bit	32bit	32bit	32bit	$M \times 1\text{bit}$	$M \times 1\text{bit}$	$\text{HOP} \times 32\text{bit}$	$\text{Hop} \times M \times 1\text{bit}$	$\text{Hop} \times 32\text{bit}$
分组类型	序列号	源地址	目的地址	上一跳地址	下一跳地址	信道标志列表	频谱机会集列表	信道可用率列表	信道优先列表	链路可用带宽列表

(a) RASR 协议的 RREQ 分组格式

8bit	32bit	32bit	32bit	32bit	32bit	$M \times 1\text{bit}$	$M \times 1\text{bit}$	32bit	32bit
分组类型	序列号	源地址	目的地址	上一跳地址	下一跳地址	信道标志列表	频谱机会集列表	链路稳定因子	时延

(b) SDRPA 协议的 RREQ 分组格式

图 4-22 RREQ 分组格式对比

4. SDRPA 协议运行流程

SDRPA 协议的运行主要包含路由发现、路由回复和路由维护三个过程。

(1) 路由发现

SDRPA 协议在路由发现阶段中的寻路转发机制和 RASR 协议中基本一致，而不同之处主要在于如图 4-22 所示的 RREQ 包格式中所携带的信息及中继节点对 RREQ 包中信息的处理的流程上。当源节点产生数据分组的时候，首先查看本地维护的路由表，看是否有到达目的节点的可用路由信息，如果没有到达目的节点的可用路由或者有可用路由但没有可用信道，则通过公共控制信道广播 RREQ 报文来进行重新寻路，收到分组的中继节点按照式 (4-35) 和式 (4-36) 计算链路状态信息，并将计算好的信息放入到新的 RREQ 报文中转发出去。

(2) 路由回复

SDRPA 协议在路由回复阶段与 RASR 协议基本一致，不同之处主要在于路由度量的计算上，当目的节点收到第一个 RREQ 包时，启动定时器，待定时器超时之后，提取所有收到的 RREQ 报文中的端到端时延和链路稳定因子。由于在路由发现的过程中，时延的计算和链路稳定因子的计算采用的是迭代计算方法，到达目的节点时，时延代表路径的端到端时延，链路稳定因子则代表整条链路的稳定性。根据公式 (4-27) 计算出各条路径的 RM 值，并选择一条 RM 值大的路径回复 RREP 包。RREP 报文在回复的过程中，携带信道优先列表信息，完成上行链路的信道分配。源节点收到 RREP 报文时，则开始发送数据。

(3) 路由维护

路由维护阶段 SDRPA 协议和 RASR 协议操作相同。当一条链路上信道优先列表为空时，表明链路上没有可用信道，代表这条链路断开了，此时，暂时中断节点对数据的发送，将数据缓存在本地，并启动定时器，当定时器超时之后，后再查看 CPL 中是否有可用信道，如果有则使用该信道发送数据，如果没有则发送 RERR 消息通知源节点重新寻路。

5. 性能分析

SDRPA 协议在数据分组平均端到端时延、寻路过程中 RREQ 开销和数据分组传递成功率等性能指标上优于 RASR 协议^[26]，下面做具体分析。

(1) 寻路过程中的 RREQ 开销

引理：在相同的网络条件下，SDRPA 协议的 RREQ 开销要低于 RASR 协议。

证明：RASR 协议中 RREQ 分组格式如图 4-22 (a) 所示，这里假设路由跳数为 Hop，授权信道数为 M 。信道标志列表和频谱机会集列表的大小同场景中授权信道数有关，即 M bit。信道优先列表用于为目的节点提供网络拓扑信息，其占用开销大小为 $\text{Hop} \times M \times 1$ bit，随着跳数和授权信道数的增加而变大。信道可用率列表主要用于计算信道的可用信道带宽，其大小也与授权信道数的个数有关，为 $M \times 32$ bit。链路可用带宽列表主要用于在目的节点计算路径传输时延，它所占的大小随着跳数增加而增加，为 $M \times 32$ bit。综上所述，RASR 协议中 RREQ 的比特开销如式 (4-37) 所示：

$$\begin{aligned} L_{\text{RASR}} &= (8 + 32 + 32 + 32 + 32 + 32 + M + M + \text{Hop} \times 32 + \text{Hop} \times M + \text{Hop} \times 32) \times 1 \text{ bit} \\ &= (168 + 2M + \text{Hop} \times M + \text{Hop} \times 64) \text{ bit} \end{aligned} \quad (4-37)$$

SDRPA 协议中 RREQ 包格式如图 4-22 (b) 所示，由于 SDRPA 协议不需要将链路优先列表信息全部传递到目的节点，进而在改进的 RREQ 分组格式中将此域删除。另外，信道可用率列表可以在节点建立信道优先列表后，针对相应信道在节点本地进行感知和计算，无须传递。而且，SDRPA 协议中对路径端到端时延采用的是边转发边计算，无须将所有链路的可用带宽信息传递到目的节点统一计算，所以改进的 RREQ 格式中存储端到端时延的域只需占用 32 bit。此外，为衡量链路稳定性，在改进的 RREQ 分组中引入了一个新的域来存储链路稳定因子，其同样采用边转发边计算的方式，占用大小为 32 bit。综上所述，SDRPA 协议的比特开销 L_{SDRPA} 如式 (4-38) 所示：

$$\begin{aligned} L_{\text{SDRPA}} &= (8 + 32 + 32 + 32 + 32 + 32 + M + M + 32 + 32) \times 1 \text{ bit} \\ &= (232 + 2M) \text{ bit} \end{aligned} \quad (4-38)$$

根据网络模型可知全网中授权信道数 $M \geq 1$ ，从源节点到目的节点的跳数 $\text{Hop} \geq 1$ ，我们用反证法对 $L_{\text{SDRPA}} < L_{\text{RASR}}$ 进行证明。假设 $L_{\text{SDRPA}} \geq L_{\text{RASR}}$ ，即

$$232 + 2M \geq 168 + 2M + \text{Hop} \times M + \text{Hop} \times 64 \quad (4-39)$$

也即 $64 \leq \text{Hop} \times (M + 64)$ 。因为有 $M \leq 1$ 且 $\text{Hop} \leq 1$ ，明显有 $\text{Hop} \times (M + 64) \leq 64$ ，这与 $64 \leq \text{Hop} \times (M + 64)$ 矛盾。故 $L_{\text{SDRPA}} \geq L_{\text{RASR}}$ 不成立。引理得证。

(2) 数据分组平均端到端时延

数据分组平均端到端时延定义同式 (4-22)。SDRPA 协议的数据分组平均端到端时延要低于 RASR 协议，主要原因有以下两点：第一，SDRPA 协议在评估链路稳定性上考虑了认知用户对信道的可用率，以通信链路上所有认知用户信道可用率之和作为链路稳定性的判定依据；第二，在判定路径稳定性时取一条路径中最小的链路稳定性作为衡量整条路径的稳定性。由于这两点，SDRPA 协议所选的传输数据的路径要比 RASR 协议更稳定，从而减少了由于链路中断引起的路由修复时间，使得数据分组较及时地到达目的地节点。

(3) 数据分组传递成功率

数据分组传递成功率定义同式 (4-21)。SDRPA 协议的数据分组传递的成功率要高于 RASR 协议。SDRPA 协议在评估链路稳定性和路径的稳定性上考虑了认知用户对信道的可用率，在

传输数据的过程中选择的路径要比 RASR 协议选择的路径稳定,减少了链路中断的可能性。而 RASR 协议在判定路径稳定性的问题上没有考虑认知用户信道可用率对稳定性的影响,SDRPA 协议选择的路径要比 RASR 协议稳定,进而在数据分组传递成功率上要优于 RASR 协议。

4.4 一种快速的最小化期望端到端时延路由协议

路由判据 (Routing Metric) 是用来评价一条路径优劣的重要依据,是无线网络路由协议的核心内容之一。在无线 Mesh 网络的路由协议中,好的路由判据是获取高性能路由协议的基础。路由协议通过对路径的计算来达到诸如最小延迟、最大数据速率、最小路径长度等标准,而判据的作用在于准确捕获网络链路的特性,对网络链路进行评定。文献[28]针对最小化期望端到端时延 (The Minimum Expected End-to-end Delay, EED) 路由协议^{[29][30]}的不足,提出一种新的最小化期望端到端时延 (A Novel Routing Algorithm For The Minimum Expected End-to-end Delay, NEED) 路由协议。

4.4.1 最小化期望端到端时延路由判据

EED 协议在选择一条路径时,不仅考虑无线链路的传输延迟,还考虑了在节点缓存中的排队延迟。如图 4-23 所示,Src 代表源节点, Dest 代表目的节点, X、Y 代表中继节点, M 代表节点的缓存中数据包的个数, t 代表各个链路发送每个数据包消耗的平均时延。从源节点到目的节点的总时延,就是路径上所有链路的时延总和。

$$EED = \sum_{i=1}^H EED_i \quad (4-40)$$

式 (4-40) 中, EED 为源节点到目的节点的总时延, EED_i 为第 i 条链路的所需时延, H 为数据包需要经过的总链路数。则沿图 4-23 中的路径从源节点给目的节点发送一个数据包,需要的时延为 $T = 2 + (10+1) \times 2 + (10+1) \times 5 = 79s$ 。

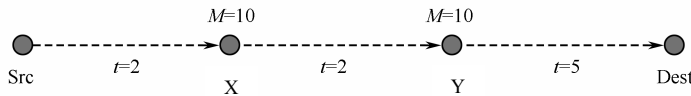


图 4-23 EED 协议时延

一个数据包通过一段链路所需的服务时间为这个数据包从添加到缓存中到它的成功发送,其中包括传输时延和排队时延。

$$EED_i = E[\text{Queuing Delay} + \text{Transmission Delay}] \quad (4-41)$$

EED_i 的另一种表示方法为:

$$EED_i = (M_i + 1) E[T_i] \quad (4-42)$$

式 (4-42) 中, M_i 为第 i 个节点在新数据包到来前缓存中数据包个数。

每个数据包在一段链路成功交付所需时间为该数据包的期望传输次数与每次 MAC 层传输

所需时间的乘积。MAC 层的每次传输所需时间为 MAC 层退避时间与传输时延之和。那么，每次成功交付所需时间的计算公式如下：

$$E[T_i] = \sum_{k=1}^K p_i^{k-1} (1 - p_i) \sum_{j=1}^k (E[W_j] + \frac{L}{B}) \quad (4-43)$$

式 (4-43) 中， p_i 为数据包每次传输失败的概率， $E[W_j]$ 为 MAC 退避窗口产生的时延。根据 802.11 标准， $W_j = 2^{j-1} W_{\min}$ ， $E[W_j] = W_j / 2$ 。其中 L 表示数据包的大小， B 表示可用带宽， K 表示 MAC 层允许最大传输次数。

4.4.2 最小化期望端到端时延路由判据的改进

据研究，EED 协议判据存在以下问题。

(1) EED 协议采用正向传输的成功率来评估链路质量，评估链路质量的方式不合理。

(2) EED 协议在计算 MAC 层的退避时间时，只提到了冲突窗口，没有考虑确认帧、数据帧的传播时延及发送数据帧时的其他等待时间。

因此新的最小化期望端到端时延路由判据中进行以下改进。

1. 链路质量的评估方式优化

NEED 路由协议采用不同于 EED 路由协议的链路评估机制。数据帧在一段链路的成功交付，包括发送端的数据帧成功到达接收端，而且接收端的 ACK 成功到达发送端。采用双向发送成功率可以更好地评估链路质量^[31]，计算公式为

$$d_p = d_f \times d_r \quad (4-44)$$

其中， d_p 表示双向发送的成功率， d_f 表示正向交付率， d_r 表示反向的链路交付率。

链路单向发送成功率通过使用周期性探测包的方式获得。每个节点以周期 τ 广播链路探测包。为了避免随机性同步，每次发送在 $\pm 0.1\tau$ 时间内波动。由于探测包为广播包，MAC 层 802.11b 协议不对这些包进行确认或者重传。每个节点记录在最近时间 w 内接收到的每个邻居节点广播探测包的数量。在任意的时间 t ，计算发送端成功率的公式为

$$r(t) = \frac{\text{count}(t-w, t)}{w/\tau} \quad (4-45)$$

其中， $\text{count}(t-w, t)$ 表示在过去的时间 w 接收到的探测包的数量， w/τ 表示在不发生丢包的情况下应当接收到的探测包数量。在链路 $X \rightarrow Y$ 的情况下，节点 Y 已知正向的交付率 d_r ， X 已知反向的交付率 d_f 。为了计算链路的双向发送的成功率 d_p ，节点 X 发送的每个探测包中包含在过去的 w 时间内接收到的每个邻居节点探测包的总数，探测包中包含接收到 Y 的探测包数。这样节点 Y 就可以求出 $Y \rightarrow X$ 的 d_p ，同理，节点 X 可以求出 $X \rightarrow Y$ 的 d_p 。

2. MAC 层传输延迟计算方式优化

NEED 路由协议对 MAC 传输时延进行计算方式进行改进^{[32][33]}。考察数据包从节点 X 到节点 Y 的第 i 次重传，节点需要等待一个分布式帧隙 (Distributed Inter-Frame Space, DIFS) 来确定传输信道是否被占用，然后根据重传情况，从冲突窗口 $(0, W_i]$ 中随机地选择一个退避时间 CW_i 传输这个数据包。假如包的大小为 L ，信道的可用带宽为 B ，那么包的传输时延为 L/B 。

如果这次传输成功，接收端经过传播延迟 τ 后接收到这个数据包。接收端等待一个短的帧间隙 (Short Inter-Frame Space, SIFS) 后，发送一个确认包。确认包的传输时间被表示为 ACK，确认包经过 τ 的传播时延后到达发送端。另外，物理层添加相关控制字段也会造成时间延迟，NEED 将其包含在可用带宽的计算中。因此，第 i 次重传总的的时间延迟为

$$t_i = \text{DIFS} + \text{CW}_i + \frac{L}{B} + \tau + \text{SIFS} + \text{ACK} + \tau \quad (4-46)$$

令 $t_i' = \text{DIFS} + 2\tau + \text{SIFS} + \text{ACK}$ ，则

$$t_i = \text{CW}_i + \frac{L}{B} + t_i' \quad (4-47)$$

每次重传的过程中，冲突窗口值与 DIFS、SIFS、ACK、 τ 值不成比例变化，因此不可省略。

3. 新路由判据 NEED

将双向发送的成功率 d_p 和 t_i 替换式 (4-42) 得

$$\text{NEED}_i = (M_i + 1)E[T_i] = (M_i + 1) \sum_{k=1}^K (1 - dp_i)^{k-1} dp_i \sum_{j=1}^k (E[W_j] + \frac{L}{B} + t_j') \quad (4-48)$$

其中

$$E[T_i] = \sum_{k=1}^K (1 - dp_i)^{k-1} dp_i \sum_{j=1}^k (E[W_j] + \frac{L}{B} + t_j') \quad (4-49)$$

化简得

$$E[T_i] = (\frac{L}{B} + t_i') [\frac{1 - (1 - dp_i)^K}{dp_i}] + E[\text{Backoff Time}] \quad (4-50)$$

$$E[\text{Backoff Time}] = \frac{W_{\min} \{1 - [2(1 - dp_i)]^{K+1}\}}{2(2dp_i - 1)} - \frac{1 - (1 - dp_i)^K}{2dp_i} \quad (4-51)$$

因此

$$\text{NEED} = \sum_{i=1}^H \text{NEED}_i = \sum_{i=1}^H (M_i + 1)E[T_i] \quad (4-52)$$

4.4.3 新的最小化期望端到端时延路由协议的性能

仿真实验表明：NEED 协议在平均端到端时延、网络吞吐量、网络平均缓冲大小等性能指标上优于传统的 EED 协议^[23]。下面做具体分析。

(1) 平均端到端时延：指所有数据分组从源节点到达目的节点的平均时延，平均端到端时延的计算公式为

$$\bar{T} = \frac{\sum_{i=1}^D T_i}{D_i} \quad (4-53)$$

其中， T_i 和 D_i 分别表示第 i 个数据分组成功到达目的节点所消耗的时间和当前网络中成功传输的总数据包个数。由于 NEED 路由协议采用双向链路质量评估机制，减少了不必要的数据包重传，因此减少不必要的 MAC 层退避对传输时延的影响。而且 NEED 路由协议采用了更加

精确的 MAC 层时间计算方式, 因此端到端时延减少。

(2) 网络吞吐量: 吞吐量是单位时间内目的节点成功收到的数据分组的比特数。吞吐量的计算公式为

$$C_{\text{throughput}} = B_T / T \quad (4-54)$$

其中 T 为统计时间, B_T 为到 T 时刻网络中目的节点成功收到的数据分组比特数。由于网络端到端时延减少, 相同时间 NEED 协议成功的数据包多于原始的 EED 路由协议, 因此网络吞吐量增大。

(3) 网络中平均缓存的大小

B_i 为单位时间网络中数据包占用缓存大小, 每隔时间 N 计算一个缓存大小, 然后求平均值, 即

$$B = \frac{\sum_{i=0}^N B_i}{N} \quad (4-55)$$

由于 NEED 协议采用了双向链路评估机制, 重传次数少于原始协议, 而且数据包的传输时延较短, 因此 NEED 协议网络缓存中缓存的数据包较少。

4.5 无线 Mesh 网络路由协议的应用

无线 Mesh 网络路由协议作为路由技术的组成部分, 其最终目的是实现产品化以组成高效的无线 Mesh 通信网络。但当前大多数无线 Mesh 网络路由协议的研究仅停留在仿真阶段, 未来研究重点是由仿真走向实际运用。除微软的 MR-LQSR^[11] 协议已在他们的 Mesh 连通层 (Mesh Connectivity Layer, MCL) 软件中实现外, 还有以下几种已在测试床或产品上实现的路由协议。

BRN 是柏林 Humboldt 大学计算机科学学院搭建的无线 Mesh 网络测试平台。MCEXOR (Multi-Channel Extremely Opportunistic Routing)^[8] 路由协议是多种路由协议或机制的融合体, 它集合了 EXOR (Extremely Opportunistic Routing) 协议对低质量网络的适应性和多路选择性。EXOR 路由协议最重要的特点就是备选路径的设置和利用优先权值选择下一跳的路径节点, 同时引入了转发概率, 即数据包从发节点经过此路径到达下一节点的概率。此外, MCEXOR 路由协议强调了多频复合使用, 即使用 RF 转发器来实现频率的切换。根据 BRN 的测试结果, MCEXOR 路由协议在使用双频的情况下其性能超过协议 AODV 性能的 140%。

PWRP (Predictive Wireless Routing Protocol)^{[9][10]} 协议是由 Tropos 公司开发的应用于“WiFi 蜂窝网络户外系统”的私有路由协议。PWMP 协议技术是基于网络路由的容量改进措施, 主要通过软件来实现, 解决了多条网络用户规模受限的问题。

摩托罗拉公司通过收购 MeshNetworks 公司, 掌握了成熟的无线 Mesh 解决方案和相关专利技术, 其无线网状网产品采用可扩展路由协议 MSR (Mesh Scalable Routing)^[13]。MSR 利用混合路由协议, 采用先验式和反应式路由技术。为了使路由协议适用于已有的无线电平台, 采用了自适应传输协议 (Adaptive Transmission Protocol, ATP)。这实际上是一种跨层设计的解决方案, MSR/ATP 技术根据链路稳定性、传输功率和数据速率进行联合优化, 来减少功耗和系统干扰并最大化数据吞吐量和频谱效率。

同时,随着网络多媒体、VOIP、视频会议等对实时性要求较高的业务的普及,人们对网络 QOS (Quality of Service) 服务的要求日渐提高。然而由于链路质量预测等各种原因,基于 QOS 的 Mesh 路由在市场需求迫切的情况下,迟迟未有较大突破。中国本土无线设备厂商上海寰创通信科技有限公司 (GBCOM) 推出了一种新型的路由协议 QMR (QOS Multipath Mesh Route Protocol) 协议^[34],成功地解决上述难题,很好地满足了 Mesh 网络中不同的业务需求。寰创的 QMR 路由协议采用完全的分布式模式,当终端业务需求时,将其 QOS 需求通知给路由器,迅速开始路由发现流程,在发现过程中,各路由器使用选择性泛洪(有效地节省网络带宽资源),并依靠 QOSMAC 提供的资源预约功能保证 QOS 需求,在路由的目的节点通过高效的路径选择算法,从多条路径信息中选择符合业务需求的路径集合。在业务持续过程中,使用一种有效的 QOS 信令保证路径带宽,并且将 QOS 信令与路由协议报文相结合,在保留可扩展性的前提下提高带宽利用率。当无线链路发生阻塞时,独有的路径优先级特性可以保证高优先级的业务始终畅通。多路径的特性可以实现在网络拓扑变化剧烈时的高效收敛。同时 QMR 还是基于链路层的路由协议,在 QOS 实现上可和 MAC 层自然结合。

参考文献

- [1] R. Bruno, M. Conti, E. Gregori. Mesh Networks: Commodity Multihop Ad Hoc Networks[J]. IEEE Communications Magazine, Mar. 2005, 43(3): 123~131.
- [2] IF. Akyildiz, X. Wang, W. Wang. Wireless Mesh Networks: A Survey[J]. Computer Networks, Jun. 2005, 47(4): 445~487.
- [3] N. Nandiraju, D. Nandiraju, L. Santhanam, B. He, J. Wang, D. P. Agrawal. Wireless Mesh Networks: Current Challenges and Future Directions of Web-In-The-Sky[J]. IEEE Wireless Communications, Aug. 2007, 14(4):79~89.
- [4] M. Bahr. Proposed Routing for IEEE 802.11 s WLAN Mesh Networks[C]. Proceedings of the 2nd Annual International Workshop on Wireless Internet, Boston, Aug. 2006: 52~57.
- [5] M. Bahr. Update on the Hybrid Wireless Mesh Protocol of IEEE 802.11s[C]. IEEE International Conference on Mobile Ad Hoc and Sensor Systems, Oct. 2007: 1~6.
- [6] J. So, N. H. Vaidya. A Routing Protocol for Utilizing Multiple Channels in Multi-hop Wireless Networks with A Single Transceiver[J]. University of Illinois at Urbana-Champaign, Oct. 2004, 10(5): 253~262.
- [7] J. So, N. H. Vaidya. Multi-Channel MAC for Ad Hoc Networks: Handling Multi-Channel Hidden Terminals Using A Single Transceiver[C]. Proceedings of the 5th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, Roppongi, May 2004: 222~233.
- [8] A. Zubow, M. Kurth, J. P. Redlich. Multi-channel opportunistic routing in multi-hop wireless networks[R]. Informatik Berichte-204, Humboldt University, Apr. 2006.
- [9] www.tropos.com/pdf/tropos_metro-scale.pdf[EB/OL]. Metro-Scale Mesh Networking with Tropos MetroMesh™ Architecture. 2005,11.

- [10] www.tropos.com/pdf/Routing_Capacity.pdf[EB/OL]. Creating Capacity Using Superior Routing: The Metro-Scale Mesh Networking Facts. 2005,11.
- [11] R. Draves, J. Padhye, B. Zill. Routing in Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Networks[C]. Proceedings of the 10th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, New York, Sep. 2004: 114~128.
- [12] D. Aguayo, J. Bicket, R. Morris. SrcRR: A High Throughput Routing Protocol for 802.11 Mesh Networks[J]. Wireless Networks, Apr. 2005, 11(4), 419~434.
- [13] L. Wang, L. Zhang, Y. Shu, M. Dong. Multipath Source Routing in Wireless Ad Hoc Networks[C]. IEEE Conference on Electrical and Computer Engineering, Canadian, Jan. 2000: 479~483.
- [14] J. Zheng. Wireless Mesh Personal Area Networks: System Design and Analysis[D]. The City University of New York, New York, 2006: 25~47.
- [15] 史晓晨, 刘凯明, 高锦春等. 无线个域网 mesh 网络标准——IEEE 802, 15, 5[J]. 计算机应用研究, 2011, 28(1): 243~246.
- [16] M. Lee, R. Zhang, C. Zhu, T. Park, C. S. Shin, Y. A. Jeon, S. W. Park. Meshing Wireless Personal Area Networks: Introducing IEEE 802.15.5[J]. IEEE Communications Magazine, Jan. 2010, 48(1): 54~61.
- [17] A. Al-Dulaimi, H. Al-Raweshidy, J. Cosmas, J. Loo. Cognitive Mesh Networks[J]. IEEE Vehicular Technology Magazine, Mar. 2010, 5(3): 54~60.
- [18] S. Parvin, T. Fujii. A Novel Spectrum Aware Routing Scheme for Multi-hop Cognitive Radio Mesh Networks[C]. 22nd IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), Toronto, Sep. 2011: 572~576.
- [19] S. Parvin, T. Fujii. Radio Environment Aware Stable Routing for Multi-hop Cognitive Radio Networks[C]. 23rd IEEE International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC), Sydney, Sep. 2012: 944~949.
- [20] 雷宏江, 汪坤露, 高潮, 任智. WPAN Mesh 网络中基于服务器的高效路由算法[J]. 重庆邮电大学学报 (自然科学版), 2013, 25(1): 70~74.
- [21] 雷宏江, 邓科, 郑渊, 任智. WPAN Mesh 网络自适应快速路由修复算法[J]. 重庆邮电大学学报 (自然科学版), 2014, 2(13): 214~218.
- [22] 汪坤露. WPAN Mesh 网络中基于拓扑服务器的路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2013: 29~52.
- [23] 左成章. 无线 Mesh 网络路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2014: 28~40.
- [24] 郑渊, 任智. 认知 Mesh 网络中基于暴露终端和隐蔽终端的路由发现算法[J]. 广东通信技术, 2013, 33(8): 46~50.
- [25] 李季碧, 郑渊, 任智. 基于主用户活跃度的认知 Mesh 网络路由算法[J]. 电子技术应用, 2014, 40(2): 104~106.
- [26] 郑渊. 认知 Mesh 网络路由算法研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2014: 21~48.

- [27] Z. Ren, Y. Zheng, D. Y. Liu. A New Routing Selection Algorithm in Cognitive Mesh Networks[J]. *Applied Mechanics and Materials*, Jan. 2013, 427(1): 2527~2530.
- [28] Z. Ren, C. Z. Zuo, D. Y. Liu, J. Yu. Routing Metric Based on Experience for Wireless Mesh Networks[C]. *The 2013 2nd International Conference on Mechatronic Sciences, Electric Engineering and Computer (MEC 2013)*. Shenyang, Nov. 2013: 519~522.
- [29] H. Li, Y. Cheng, C. Zhou, W. Zhuang. Routing Metrics for Minimizing End-to-End Delay in Multiradio Multichannel Wireless Networks[J]. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, Nov. 2013, 24(11): 2293~2303.
- [30] H. Li, Y. Cheng, C. Zhou, W. Minimizing End-to-End Delay: A Novel Routing Metric for Multi-Radio Wireless Mesh Networks[C]. *INFOCOM 2009*, Rio de Janeiro, May 2009: 46~54.
- [31] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, J. Bicket, et al. A high-throughput path metric for multi-hop wireless routing[J]. *Wireless Networks*, Apr. 2005, 11(4): 419~434.
- [32] IEEE Std, 802, 11-2010-IEEE Standard for Information Technology–Telecommunications and information exchange between systems–Local and metropolitan area networks–Specific requirements–Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications Amendment 6: Wireless Access in Vehicular Environments[S].IEEE Working Group, Oct. 2010: 97~114.
- [33] Y. Xiao, J. Rosdahl. Throughput and Delay Limits of IEEE 802.11[J]. *IEEE Communications Letters*, Aug. 2002, 6(8): 355~357.
- [34] <http://www.cnpat.net/Class/otherprotocol/200810/23066.html> [EB/OL]. 2008,10~22.

第 5 章

机会网络路由协议及其应用



在机会网络中，由于节点的运动特性，节点之间的链路连接状态不稳定，致使整个网络在很多时候并非处于连通状态，因而无法保证端到端路径一定存在，这就对在路径断裂的情况下如何保证数据的可靠传输提出了挑战。由于机会网络相对于传统的移动 Ad Hoc 网络来说，具有端到端路径不一定存在等特点，使得适用于传统移动 Ad Hoc 网络的路由协议难以适用于机会网络。针对机会网络的特点，人们提出了“存储-携带-转发”的数据传输模式。在这种模式下，当有节点产生数据时，节点会携带数据运动一段时间，直到遇到目标节点或合适的转发节点时，才将数据转发给对方。

近年来基于“存储-携带-转发”的数据传输模式，人们已提出多种可用于机会网络的路由协议，但是从现有的文献来看，这些路由协议通常都存在通信开销偏大、部分节点能量消耗较大、传输可靠性偏低等问题。为此，本书作者对这些问题展开了一系列的研究，为了展现我们的研究成果，本章在简要介绍几种机会网络已有的经典路由协议之后，分别对 Epidemic 类路由协议、Ferry 类路由协议和基于地理位置的路由协议这三大类具有代表性的机会网络路由协议的优化研究进行详细阐述。由于延迟容忍网络和机会网络的本质特征相同，因此本章研究的机会网络路由协议同样可应用于延迟容忍网络。

5.1 概述

传统的无线移动自组网络假设源节点和目的节点之间至少存在一条完整的路径，而机会网络的节点动态移动性质造成传统的无线多跳路由协议难以正常运行。无论采用何种组网技术，路由都是应当解决的首要问题之一，因此机会网络路由协议便成为了机会网络研究的热点问题^[1]。

机会网络路由协议的主要目的是尽最大努力让更多的信息成功传输到目的节点。通常评估机会网络中路由协议性能的两个主要指标分别是：① 信息投递率（在一定的时间内，成功传输到目的节点信息个数与网络中所有节点拥有的此信息个数的比率）；② 平均传输时延（在网络中信息从源节点开始发送到被传输到目的节点所花费的平均时间）。

目前已有一些关于机会网络的路由协议^[2]，总体可以分为五类：基于复制的路由协议；基于编码的路由协议；基于场景的路由协议；基于固定设施的路由协议；基于移动设施的路由协议。其中典型路由协议将在后续小节中详细介绍。

5.1.1 机会网络路由协议设计的关键问题

机会网络可能包含了若干个静止节点和移动节点，移动节点与其他节点只有处在通信范围之内才能建立连接，网络拓扑结构随着移动节点的改变而不断变化。因此，机会网络是以“存储-携带-转发”的模式工作，当周围不存在合适的转发节点时，移动节点就把消息缓存起来直到遇见一个合适的转发机会。显然，如何利用无线网络有限的资源，尽量保证可靠的数据传输并减少延时是设计高效机会网络路由协议必须解决的一个关键性问题^[3]。

传统移动 Ad Hoc 网络面临的节点资源（存储资源、能量等）有限、通信信道不稳定等限制在机会网络中依然存在，而且传统移动 Ad Hoc 网络路由协议运行的前提是持续的端到端连通路径、较低的传输延迟，很低的丢包率，且这些苛刻的前提在机会网络是得不到满足的，所以在节点资源有限，无线通信链路不稳定的条件下如何设计高效的机会网络路由协议是一个难以回避的关键问题。

5.1.2 机会网络路由协议的分类

在介绍机会网络路由协议分类之前，需要先了解一下机会网络路由引入的两个新机制。通过了解这些新机制，可以加深对路由协议分类的理解。

（1）“接收-携带-转发”机制。与传统多跳无线网络路由的“接收-转发”机制不同，机会网络路由协议采用了“接收-携带-转发”机制，节点收到分组后，通常不是立即把它转发出去，而是将分组保存一段时间，携带着分组运动，在运动中如果遇到了其他节点，再将分组转发出去。这种机制能够克服网络分裂和端到端路径不存在的困难，依靠节点的运动和位置改变把分组送到目的节点。

（2）节点两两成对交换信息机制。由于在机会网络中网络分裂，广播消息难以到达所有节点，因此节点两两成对交换信息的机制成了信息传播的有效途径。节点相遇时通过相互传送对方没有的消息来完成消息的扩散，能够达到比广播操作更高的可靠性。

基于上述机制，人们设计了多种机会网络路由协议。根据协议原理的不同，可归纳出如图 5-1 所示的机会网络路由协议及其分类^[4]。

首先根据有无基础设施，将机会网络路由协议分为两大类：一类是未使用基础设施的路由协议；另一类是使用了某些形式的基础设施的路由协议，称为有基础设施的路由协议。根据路由协议原理的不同，无基础设施的路由协议可划分为基于传播的协议和基于场景的协议。基于传播的路由协议是每个消息产生多个副本传播到网络中，直到消息到达目的节点。根据路由协议策略的不同，基于传播的路由协议可进一步划分为基于复制的协议和基于编码的协议。基于场景的路由协议中节点根据场景条件寻找合适的中间节点传递消息。基础设施是网络中的特殊节点，它们拥

有更多的资源，可以收集访问节点发送的信息。根据基础设施类型的不同，有基础设施的路由协议可分为基于固定设施的协议和基于移动设施的协议。固定设施节点位于某一固定位置，而移动设施节点则在网络中按照任意或预先设计好的路线运动。

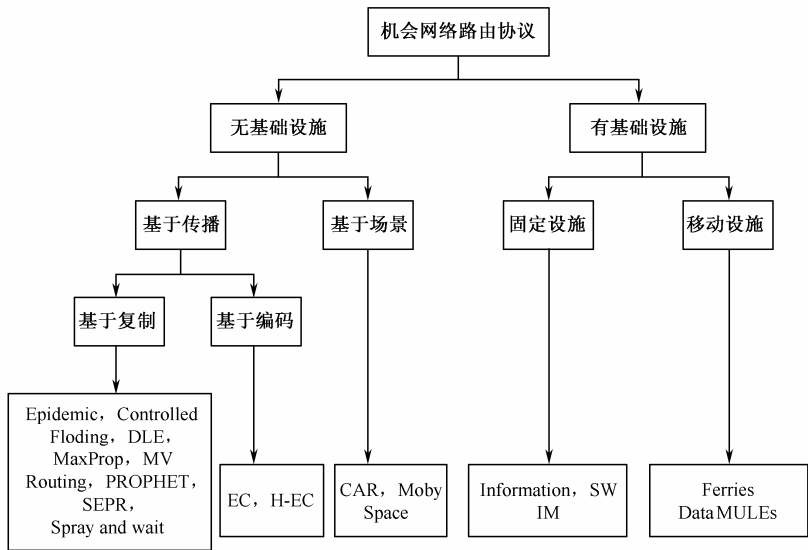


图 5-1 机会网络路由协议分类

在基于复制的路由协议中，每个消息会产生多个副本，节点会将接收到的消息副本发给遇到的未带有该消息的节点，通过逐跳将消息送达目的节点^[5]，其核心问题是确定优化的消息拷贝份数和产生消息拷贝的方式。本章将在下一小节详细介绍基于复制的路由协议中的 Epidemic^[6]协议、Spray and Wait^[12]协议和 PROPHET^[30]路由协议。当复制的消息数设置为 0 时，基于复制的路由协议便转化成基于转发的路由协议。

基于编码的路由协议是将需要传输的一个消息或一组消息转化为另一种格式，这种基于编码的设计原则是在已经被编码的块中嵌入额外的信息，当目的节点收到这些编码块后，经过运算，重建原始数据。它不同于基于复制的转发，基于复制的转发需要每个数据块都要成功传递，而基于编码的转发机制只需要接收一些必须的编码块就能重建数据，这些编码块可能仅仅是总的编码块中的一部分。

基于场景的路由协议是节点根据场景的参数（如节点密度、能量等）计算出节点的效用值，用以寻找合适的转发节点。这类协议明显减少了复制副本的数量，但它增加了每个消息传输的延迟，这是因为在选择最佳的转发节点时，可能出现错误或不准确。同时源节点还需要保持一个监听的状态来追踪网络中其他相关节点（如所有可能的目的节点）的效用值，因此节点需要有存储状态和消息的能力。

5.1.3 典型的机会网络路由协议简介

1. Epidemic 路由协议

Epidemic 协议本质上是一种泛洪协议。衡量 Epidemic 协议的 3 个目标分别为最大的传输

成功率、最小的传输延迟和最小的网络资源消耗。从理论上讲 Epidemic 协议能最大化数据包传输的成功率，减少传输延迟，但同时也会使网络中存在大量的数据包副本，消耗大量的网络资源。

(1) 基本原理

Epidemic 的基本思想是当两节点相遇时交换对方没有的数据包，经过足够的交换后，理论上每个非孤立的节点都将收到所有的数据包，从而实现数据包的传输^{[6][7]}，具体交换过程如图 5-2 所示。

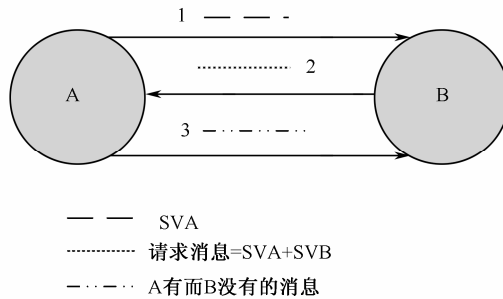


图 5-2 Epidemic Routing 协议工作原理

在 Epidemic 协议中，每个数据包有一个全局唯一的标识，每个节点中保存一个概要向量用来记录节点中存储了哪些数据包。当两节点相遇时，首先交换概要向量，获知对方存储数据包情况后，双方仅传送对方没有的数据包^[8]。

(2) 操作步骤

在 Epidemic 路由算法中，当两个以上的节点相遇时，节点们先交互彼此的 SV，然后通过对方的 SV 确认自己没有的消息并发送相关的请求信息来获取自己缺少的消息，从而完成消息的交互。下面以 A、B 节点为例，来详细叙述 Epidemic 的具体操作流程。

① 当节点 A 进入到节点 B 的通信范围内后，节点 A 会向节点 B 发送自己的 SV 消息，即 SV_A ；

② B 收到 SV_A 后，将自己的 SV_B 同 SV_A 相比较，得到自己缓存中没有，而对方缓存中存在的消息，然后向节点 A 发送请求消息；

③ A 根据请求消息将 B 所请求的内容发给 B。

(3) 特点分析

Epidemic 算法通过在网络中传递多副本来提高传输成功率、降低传输延迟，但显然多副本也会消耗更多的网络资源，如存储空间、传输带宽等。因此在使用 Epidemic 算法时，应综合考虑网络的实际情况，慎重选择。

2. H-EC 路由协议

H-EC (Hybrid of Erasure Coding) 协议由 Ling 等人^[9]提出。该协议是一种混合式路由机制，它充分利用了 EC 路由协议的鲁棒性，并保留了复制转发机制的特点。

(1) 基本原理

H-EC 协议中源节点将编码后的部分消息生成两个副本，当它遇到中间节点时，就将第一

个副本传递给它，这种方式类似于 EC 路由协议，然后在剩余的连接时间，将第二个副本传递给该节点，这样就充分利用每次连接机会获得更好的转发性能。H-EC 协议在节点链接时间窗口的数据传输方式如图 5-3 所示。

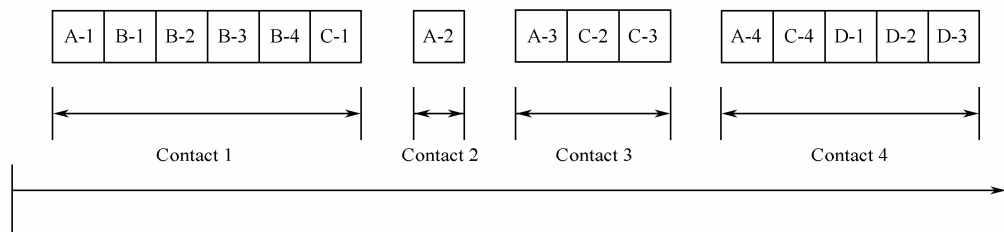


图 5-3 节点链接时间窗口的数据传输方式

图 5-3 表示源节点根据相遇时间（Contact 1，Contact 2，Contact 3，Contact 4）的长短来决定发送副本的个数。当源节点将第一份副本传送给相遇节点后（如 Contact 1 阶段），如果时间还充裕，则继续将第二份副本（B-1、B-2、B-3 等）发送给相遇节点。

（2）操作步骤

在 H-EC 协议中，源节点通过充分利用相遇时间尽可能多的传递第二份副本消息，来提高目的节点在网络延迟较大的情况下解码出源报文的概率。源节点传递编码报文的步骤如下：

① 源节点产生编码包。

- a) 源节点先将原始数据分成 m 个块，然后将这些数据块编码成 k 个小消息（A-1，A-2，A-3，...），这是源节点的第一份副本。
- b) 源节点将每个小消息复制一份（B-1，B-2，...，C-1，...，D-1，...），这是源节点的第二份副本，这样源节点就有 $2k$ 个小消息。

② 当源节点遇到中继节点时，首先将第一份拷贝中的 k 个小信息中的一份给相遇节点，如果连接时间足够长的话，则将第二份副本中的 k 个小消息尽可能多的传给相遇节点。

③ 每个中继节点携带部分小消息直到遇到目标节点，然后将消息转发给目标节点。

④ 目标节点只须接收到 k 个消息中的任意 $m \times (1 + \epsilon)$ 个小消息即可重建原始数据， ϵ 是由具体编码协议确定的小常数。

（3）特点分析

H-EC 协议结合了 EC 路由的健壮性，保持了基于副本技术的性能优势，而且 H-EC 协议能保持最坏延迟性能的稳定性，实现小延迟情景的高性能。但通过仿真实验和理论分析发现，单纯地依靠节点通过发送 Hello 消息来探寻节点与相遇节点链接情况，进而发送数据，并不能很好地预知节点的连接时长，从而也无法保证在节点连接的时候发送多少个数据块。

3. Spray and Wait 路由协议

为了限制传递消息的开销，Spyropoulos 等人^[10]提出 Spray and Wait 协议来控制泛洪的程度。“Spray”指的是将一定数目的报文副本散布到网络中去，“Wait”表示直到这些副本中的一个抵达宿宿。

(1) 基本原理

Spray and Wait 路由协议由综合了 Epidemic 路由的快速和直接传递 (Direct Transmission) 路由的简单和节约。在散发阶段它和 Epidemic 类似, 当足够多的报文副本已经在网络中移动, 可以保证至少其中的一个副本能够快速到达信宿, 散发阶段就宣告结束, 让携带报文副本的节点来完成直接递交。换句话说, 散发等待路由协议可以看作单拷贝路由和多拷贝策略的一个权衡 (Trade-off)。

(2) 操作步骤

散发等待路由由下面两个方面的操作组成^[11]。

① 散发阶段: Spray and Wait 路由协议在散发阶段有两种散发方式, 一种是源端散发等待 (Source Spray and Wait), 信源为每个报文产生 L 个副本, 并将这些副本转发给 L 个不同的中继节点; 另一种是二分法散发等待 (Binary Spray and Wait), 信源处产生报文的 L 个副本, 对于携带报文副本数 $n > 1$ 的节点 A (信源或中继节点), 当其遇到另一个节点 B, 而 B 没有该报文的副本, 那么 A 将自己副本数的一半传递给节点 B, 自己保留另外的一半, 直到节点只剩一个副本。以上两种散发方式具体传递过程如图 5-4 所示。

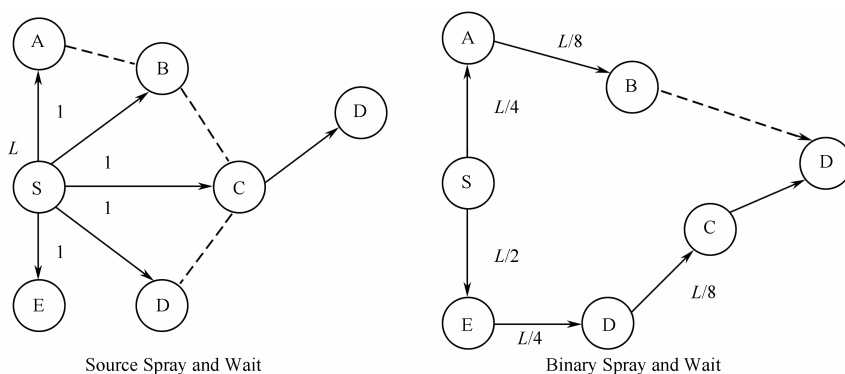


图 5-4 散发等待路由的两种散发方式

② 等待阶段: 如果在散发阶段报文的信宿没有被发现, 那么这 L 个中继节点将携带报文副本直到有机会直接递交 (直到遇到报文信宿才会传递)。

(3) 特点分析

Spray and Wait 算法基于泛洪策略, 但传输量显著少于 Epidemic 算法, 传输延迟较小, 有较好的可扩展性。

4. PROPHET 路由协议

PROPHET 路由协议 (Probabilistic Routing Protocol Using History of Encounters and Transitivity) 是由 Lndgren 等人^[29]提出的一种基于相遇概率的路由协议, 在操作上与 Epidemic 路由协议相似。

1) 基本原理

PROPHET 路由协议的基本原理是节点不盲目地转发消息给全部或部分邻居节点, 而是预先估计到达目的节点每条链路的传送预测概率, 并利用该概率值来决定是否应该存储该消息以

等待更好的转发机会或者由哪些节点来实现转发。

PROPHET 路由协议算法并没有限制消息副本的上限值，默认只要遇到比自己优先级高的节点，就会复制一个消息副本给对方。若接收方有足够的缓冲区来接收消息，则表示路由请求过程成功，当有新的消息到来时，接收方就会判断自己是否有足够的缓冲区，如果缓冲区不够，则尝试删除一些数据包

2) 基本步骤

在 PROPHET 路由协议中，节点的交互流程分为预测向量交互和消息交互两个部分，具体交互流程如下。

(1) 预测向量交互

当两节点相遇（假设为 a、b 两节点）时，它们将相互交换各自的预测向量，其中预测向量包含了该节点到达其他所有节点的传送预测概率信息。预测概率的计算分为以下三个步骤^[18]。

① 更新相遇的两节点 a、b 之间的传送预测概率（ P_{init} 是初始化常量）。

在 a 节点上：

$$P_{(a,b)} = P_{(a,b)old} + (1 - P_{(a,b)old}) \times P_{init} \quad (5-1)$$

在 b 节点上：

$$P_{(b,a)} = P_{(b,a)old} + (1 - P_{(b,a)old}) \times P_{init} \quad (5-2)$$

② 如果一对节点在一段时间内没有相遇，传送概率将要衰减。衰减的方程如下。

$$P_{(a,b)} = P_{(a,b)old} \times r^k \quad (5-3)$$

式 (5-1)、式 (5-2) 中， $P_{init} \in [0, 1]$ 是衰减常数， k 表示衰减的时间间隔， $r \in [0, 1]$ 为老化系数，表示节点之间通信频率的老化强度。如果在 k 时间单位内两节点没有相遇，则两节点之间的传送概率要衰减。 k 的取值要根据具体的网络情况来设定。

③ 利用传送预测概率的传递性更新预测概率。例如，如果 a 经常遇到 b，b 又经常遇到 c，则可以这么说，a 通过 b 传递，a 能够发送信息到节点 c 的概率也不会低。

(2) 消息交互

进行完以上三步预测向量更新后，两节点开始进行传送消息。针对于节点 a 上的每条信息的目的节点 d，如果 $P_{(b,d)} > P_{(a,d)}$ ，则节点 a 将发送该信息到相遇节点 b。信息根据发送策略不断转发，直到该信息到达目的节点。

3) 特点分析

虽然 PROPHET 协议算法中概率的更新使用了概率的传递性，有效降低了传染转发广播引起的拥塞导致的性能影响，但拥塞现象在很大程度上影响了该算法的性能。由于该算法并没有采用有效的方法预防拥塞现象的产生以及解除拥塞现象，导致网络容易产生引起拥塞的关键节点。因此，如何将拥塞现象降到最小，已经成为 PROPHET 协议算法性能的关键。

5.2 Epidemic 路由协议优化研究

本节介绍针对 Epidemic 在不同情况下存在不同问题的多个改进方案，主要包括：基于分组索引增量交互的高效低时延路由协议，基于邻居信息交换的机会网络高效低时延路由协议，

基于免疫机制的低开销机会网络路由协议和基于自适应矢量的路由协议。以下分别详细介绍上述几种改进方案。

5.2.1 基于分组索引增量交互的高效低时延路由协议

由于 Epidemic 机制的路由协议在相遇节点感知和分组交换的操作中存在冗余等问题，我们提出了一种基于分组索引增量交换的机会网络路由协议 ERBEI (Efficient Routing Based on Exchange of Increments of packet indexes) [12]。

1. 问题描述

在 Epidemic 协议中，两节点（假设为 A、B）第一次相遇时，A 节点会向 B 节点发送自己的 SV_{A1} ，B 节点会向 A 节点发送自己的 SV_{B1} ；当 A、B 两节点再次相遇时，根据 Epidemic 协议，A 节点会向 B 节点发送自己的 SV_{A2} （此时 SV_{A2} 中包含了之前的 SV_{A1} ），B 节点会向 A 节点发送自己的 SV_{B2} （此时 SV_{B2} 中包含了之前的 SV_{B1} ）。实际上在第二次 A、B 两节点再次相遇时，A、B 两节点彼此之间交换的 SV 已经包含了第一次交换的 SV，这样 A、B 两节点之间交换 SV 时就存在了冗余。

2. ERBEI 协议的主要思路

ERBEI 协议通过在分组索引的交换过程中只传递增量信息，并借助 Request 消息从节点缓存中删除已到达目的节点的分组，同时在相遇节点感知过程中只使用 Hello 消息，且优先发送位于最后一跳的数据分组，从而减少开销、降低分组时延。

3. ERBEI 协议引入的新机制

ERBEI 协议引入了四种新机制，具体描述如下。

(1) 分组索引增量交换机制

Epidemic 路由协议的控制开销来自于 Hello、Echo、SV 和 Request 等控制消息，Hello 和 Echo 消息的尺寸小于 SV 消息的尺寸，且 Request 消息的数量和尺寸均不大于对应的 SV 消息的数量和尺寸，这些情况意味着分组索引交换的开销（即 SV 消息的开销）在路由开销中具有重要作用。表 5-1 是根据仿真统计的 Epidemic 路由协议的分组索引交换开销占路由总开销的比重。从该表的数据可看出，各场景中分组索引交换开销所占比重不低于 97.3%，说明了这项开销是路由总开销的主要组成部分，因此减小它有利于明显降低路由总开销。

表 5-1 Epidemic 路由总开销中分组索引交换开销所占比重

节点通信范围 (m)	索引交换开销占比 (%)
10	97.3
25	97.5
50	97.6
75	97.7
100	97.7

我们通过研究发现,节点收到的每个SV消息中,只有和上次收到的SV消息的内容之差,即分组索引的增量,才是有用的信息。根据这个原理,在ERBEI协议中我们进行了如下设计:节点向另一个节点发送SV消息时记录当前最新存储的分组的位置,如果下一次遇到相同节点,则在新的SV消息中只装载上次发送SV消息之后新存入分组的信息。这样可以只传送分组索引的增量,从而缩短SV消息的长度并减少对方节点比较运算的计算量,降低节点资源和通信的开销。

(2) 数据分组发送顺序优化机制

一个节点与其他节点相遇,会立即将目的地为该节点的数据分组发给对方,然后才发送SV消息,进行后续的SV消息和数据分组交换。这样能够尽可能地利用有限的节点相遇时间传递数据分组,既有助于提高分组传送成功率又能降低分组端到端传输时延。

(3) 节点数据分组缓存按需管理

从缓存中删除已经到达目的节点的分组是节点管理缓存和减少存储开销的重要内容。目前在发布已达目的节点分组的信息方面,已有广播和Hello消息携带等方法,但广播的全局性和Hello消息的周期性会使控制开销增加。

ERBEI协议采用一种按需携带的方式来发布已达目的节点分组的信息,不需要专门的控制分组,也避免了全局广播和周期性发送的问题,具体方式如下:一个节点成功收到相遇节点发来的目的地为自己的数据分组后,将在后续的Request消息中附加这些达到目的节点的数据分组索引并发给对方,对方节点收到相关信息后删除这些分组,但保留它们的索引信息以备更新其他节点的缓存。一个节点收到另一节点发送的SV消息,会进行分组索引信息比对,包括本节点没有的分组和已达目的地的分组,如果发现对方节点仍存有已到达目的地的分组,它会在Request消息中告知对方。这样既能节省节点的存储空间,又能减少控制信息的无谓传递。

(4) 节点相遇感知机制

ERBEI协议用周期性Hello消息的本地广播取代原来负责相遇节点感知的IMEP协议,如果满足收到Hello消息且前后两次收到Hello消息的时间间隔大于阈值,便判定与其他节点相遇。这样不再使用Echo消息,在不影响相遇节点发现功能的前提下简化了操作,减少了开销。

4. ERBEI协议的操作步骤

ERBEI协议在节点未相遇和节点相遇两个交替出现的阶段内进行操作。

1) 节点未相遇阶段

ERBEI协议从节点的网络层在一跳范围内周期性地广播本地Hello消息,该消息中包括节点的网络层地址。

2) 节点相遇阶段

在节点相遇阶段主要又分为感知相遇与消息传送两个阶段的操作,详述如下:

(1) 感知节点相遇阶段的操作

一个节点的网络层可以通过两种方式判断出与其他节点的相遇。

① 收到对方节点广播的Hello消息,且前后两次收到Hello消息的时间间隔大于设置的阈值;

② 收到对方节点发来的目的地为自己的数据分组,对于这种情况,节点的MAC层会将所收帧的源MAC地址跨层共享给网络层,网络层根据所了解的“网络层地址-MAC地址”对应

关系查出对方节点的网络层地址并存储。

(2) 消息传送阶段的操作

① 确定与另一个节点相遇后, 节点首先会从数据分组缓存中搜索出目的地为该节点的分组并发送给它。如果没有相应的分组, 则直接执行②。

② 节点检查在上一次和该相遇节点交换分组之后是否缓存了新的分组。若是, 则将新分组的索引信息装入 SV 消息发送给对方; 否则, 不发送 SV 消息。发送 SV 消息之后, 节点记录最新的分组在缓存中的位置, 以便于下次遇到该节点时只发送新存入分组的索引。

③ 收到对方节点发来的 SV 消息, 节点会通过比较确定自己没有的分组和已经到达目的地的分组, 并将这些分组的索引信息装在 Request 消息中发给对方。

④ 收到对方节点发来的 Request 消息, 节点会将对方请求发送的数据分组发给对方, 同时, 将已送达目的地的分组从缓存中删掉, 但保存它们的索引信息以供更新其他节点的分组缓存。

⑤ 如果收到 Hello 消息时, 前后两次收到 Hello 消息的时间间隔大于阈值且没有数据分组和 SV 消息要发给对方, 则广播一个 Hello 消息告知对方自己的存在; 否则不进行任何操作。

5. ERBEI 性能分析

下面我们就 Epidemic 路由算法和 ERBEI 路由算法在分组平均端到端时延、归一化控制开销和节点平均缓存分组三个方面进行性能分析比较并给出相关的证明。

(1) 分组平均端到端时延

设 t_E 、 t_H 分别为经典 Epidemic 路由算法和 ERBEI 算法的分组端到端时延, 从算法原理可知:

$$t_E = \sum t_{EC} + \sum t_{EX} \quad (5-4)$$

$$t_H = \sum t_{HC} + \sum t_{HX} \quad (5-5)$$

式 (5-4)、式 (5-5) 中, t_{EC} 、 t_{EX} 、 t_{HC} 、 t_{HX} 分别表示在分组携带和分组交换过程中消耗的时间, 在分组送达目的节点的那一跳的传送过程中, 由于 ERBEI 算法在发送数据分组之前不像 Epidemic 路由算法那样要先发送 Echo 消息和交换 SV 消息, 而是首先发送数据分组, 从而省去了相应的时间开销, 所以有 $\sum t_{HX} < \sum t_{EX}$, 在网络条件相同的情况下, $\sum t_{HC} = \sum t_{EC}$, 因此, $t_H < t_E$ 。

(2) 归一化控制开销

归一化控制开销用于评价算法的效率, 二者呈负相关关系, 即归一化控制开销越小, 算法效率越高, 反之亦然。设 C_E 、 C_H 分别表示经典 Epidemic 路由算法和 ERBEI 算法的归一化控制开销, 有

$$C_E = N_{EC} / N_{ED} \quad (5-6)$$

$$C_H = N_{HC} / N_{HD} \quad (5-7)$$

式 (5-6)、式 (5-7) 中, N_{EC} 、 N_{HC} 、 N_{ED} 、 N_{HD} 分别表示在两种算法中所有节点发送的控制分组包含的比特数和所有到达目的节点的数据分组包含的比特数。在相同的条件下, ERBEI 算法不发送 Echo 消息, 并能够减少 SV 消息的数量且缩短其长度, 因此有 $N_{HC} < N_{EC}$, 所以 $C_H < C_E$, 即 ERBEI 算法具有更高的效率。

(3) 节点平均缓存分组数

节点平均缓存分组数用于评价节点存储空间的使用情况, 用下式计算:

$$\bar{S} = \frac{\sum_{i \in V} S_i}{N} \quad (5-8)$$

式(5-8)中, S_i 表示节点 i 缓存的分组数, N 为节点个数。ERBEI 算法通过缓存清理过程减少缓存中的分组, 因此与经典 Epidemic 路由算法相比, 有

$$\sum_{i \in V} S_i \downarrow \Rightarrow \bar{S} \downarrow \quad (5-9)$$

由于 ERBEI 及时清除缓存中的分组, 因此 ERBEI 缓存的分组小于 Epidemic 缓存的分组, 根据式(5-8)可知 ERBEI 节点的平均缓存分组数要小于 Epidemic 的平均分组数。

5.2.2 基于邻居信息交换的机会网络高效低时延路由协议

Epidemic 路由协议采用洪泛协议传递消息, 消耗了大量的网络带宽, 并占用节点过多的存储空间, 同时增加了节点的传递功耗。针对上述问题, 我们提出了一种基于邻居信息交换的路由协议——LDREN (Low-Delay Routing based on Exchange of Neighborhood Information) 协议^[13]。

1. 问题描述

Epidemic 路由协议是基于“接收-携带-转发”机制之上的协议, 该协议本质上是一种泛洪路由协议, 在相遇的成对移动节点中交换彼此所没有的信息, 每个携带数据的节点都将数据的副本传递给它所遇到的节点, 直到到达目的节点, 因此消耗大量的网络带宽和节点的存储空间, 也增加了节点的传递功耗, 而且在分组索引交换过程中仍存在冗余操作, 导致存储开销和分组时延的增加。

2. LDREN 协议的主要思路

LDREN 协议设计原理是首先当节点相遇时, 将对方写入自己的邻居链表并对其进行维护管理, 然后在 Echo 消息中加入已到达目的节点的消息索引以消除网络中冗余副本, 减少无用数据分组的传送。同时通过相互交换邻居信息来判断是否优先转发数据分组, 从而加快数据分组的传送过程, 降低时延。

3. LDREN 协议引入的新机制

LDREN 引入了三种新机制, 具体阐述如下。

(1) 两跳邻居信息交换

两跳邻居信息交换机制的引入, 增加了对两跳范围内的本地拓扑信息的利用, 使节点能够获取对方节点的局部网络拓扑信息, 这样有助于节点更好地完成分组索引交换。不仅避免了节点盲目地发送数据分组给相遇节点, 加快了数据分组的传送过程, 而且也提高路由性能。

(2) 数据分组发送顺序优化

当两个节点相遇时, 节点会将目的地为对方节点的数据分组发送给对方, 然后将对方写入自己的邻居链表。当节点接收到 Request 消息时, 根据所接收到的邻居链表, 把目的地为对方节点的邻居节点的数据分组优先发送给对方。这样能够在随机的连接次数和短暂的连接间隔下, 提高分组传送成功率, 降低分组的端到端时延。

(3) 节点数据分组缓存按需管理

经典的 Epidemic 路由协议由于没有对已到达目的地的数据分组进行删除,造成了不必要的数据分组在网络中传送,不仅增大存储开销,而且增大了网络中的负载。目前关于删除已到达目的节点的数据包方面,已存在由广播 Hello 消息携带和创建 ACK 消息等方法,但周期性广播 Hello 消息会增加控制开销,而使用 ACK 消息同样会增大网络的开销和负载。

针对上述情况,LDREN 协议采用在 Echo 消息中加入已到达目的节点的数据分组索引来减少不必要数据分组的传送,同时可以减小传送 SV 消息的开销。具体方式如下:在判断节点相遇时,只有当收到对方节点广播的 Hello 消息,且前后两次收到 Hello 消息的时间间隔大于设置的阈值时,才发送 Echo 消息,判定此次为相遇,否则不进行相关处理。其中阈值 T_{th} 设置为:

$$T_{th} = \left\lceil \frac{R}{\bar{v}} \right\rceil \quad (5-10)$$

式(5-10)中 R 和 \bar{v} 分别表示节点的通信范围和节点相遇时的平均相对运动速率。

通过采用在 Echo 消息中加入已到达目的节点的数据分组索引的方法,能够减少因周期性广播用来携带的已到达目的地的数据分组索引的 Hello 消息所带来的开销,同时也没有增加新的控制分组来传送。

4. LDREN 协议的操作步骤

LDREN 协议的操作分为六个步骤,具体描述如下:

- (1) 每个节点周期性地广播 Hello 消息,该消息中包含本节点的网络层地址。
- (2) 当节点接收到对方节点广播的 Hello 消息时,查找对方节点是否已处在本节点的邻居链表中,若是,则重新计算生存周期,也就是当前时间加上 Tlifetime。否则,将对方写入邻居链表,计算生存周期。同时节点会维护本节点的邻居链表,删除过期表项。然后节点会立即将目的地为对方节点的数据分组发送给对方,若没有相应的分组,则无该操作。同时将已到达目的节点的数据分组的消息索引装入 Echo 消息中,发送给对方节点。
- (3) 节点接收到 Echo 消息后,将已到达目的节点的数据分组从缓存中删除,若没有相应的分组,则直接执行(4)。
- (4) 节点发送 SV 消息,该消息中包含本节点缓存的数据分组的消息索引。
- (5) 节点接收到 SV 消息后,首先通过比较确定自己没有而对方拥有的数据分组,并将这些数据分组的消息索引和本节点的邻居链表装入 Request 消息中发送给对方。
- (6) 节点接收到 Request 消息后,提取出邻居链表,优先将目的地为对方节点的邻居节点的数据分组发送给对方,其次发送剩余的请求分组。

5. LDREN 协议的性能

我们的仿真实验表明:LDREN 协议在分组平均端到端时延、分组平均跳数和节点平均缓存分组数等性能指标上优于 Epidemic 协议。

(1) 分组平均端到端时延

平均端到端时延是指所有数据分组到达目的节点时的平均时延,计算公式为

$$\bar{T}_{\text{end-to-end}} = \frac{\sum_{i=1} T_i}{\sum_{i=1} D_i} \quad (5-11)$$

式(5-11)中, T_i 表示第 i 个到达目的节点的数据分组的时延; D_i 表示已到达目的节点的数据分组个数。LDREN 协议分组平均时延小于 Epidemic 协议分组平均时延主要原因是 LDREN 协议优先发送目的地址为对方节点和对方邻居节点的数据分组, 减少了分组的等待时间。

(2) 分组平均跳数

平均跳数是指所有数据分组成功到达目的节点的平均跳数, 计算公式为

$$\bar{H} = \frac{\sum_{i=1} H_i}{\sum_{i=1} D_i} \quad (5-12)$$

式(5-12)中, H_i 表示到达第 i 个目的节点的数据分组所经历的跳数。LDREN 协议分组平均跳数低于 Epidemic 协议, 这主要是因为 LDREN 协议通过优先发送数据分组来降低分组平均跳数, 缩短时延, 使分组能更快地被传送到目的节点。

(3) 节点平均缓存分组数

节点平均缓存分组数是节点存储空间使用情况的体现, 计算公式为

$$\bar{S} = \frac{\sum_{i \in V} S_i}{N} \quad (5-13)$$

式(5-13)中, S_i 表示节点 i 缓存的分组数, N 为节点个数。LDREN 协议的节点平均缓存分组数较 Epidemic 路由协议明显降低, 主要原因是 LDREN 协议通过使用缓存管理策略, 删除已到达目的节点的数据分组, 从而减少了存储开销和控制信息的传递。

5.2.3 基于网络编码的高效路由协议

基于网络编码的高效路由协议 NCBER^[14]是在 Epidemic 协议的基础上进行改进而提出的, 由于 Epidemic 协议在前面已经介绍过, 这里不再赘述。

1. 问题分析

通过深入研究, 我们发现 Epidemic 协议存在以下问题。

(1) 过多控制分组信息的交互。SV 和 Request 控制分组的交互会浪费无线网络带宽, 增加网络开销和分组投递时延等 (关于这个问题, 前面的 ERBEI 协议已经提出了一种改进方案, 在这里我们将提出另一种改进方案, 在后续的小节中, 我们将会再提出一种改进方案)。

(2) 拓扑信息利用不足。该协议仅考虑节点之间的两两通信, 缺乏对当前局部网络拓扑结构信息的考虑, 导致网络开销增大等。

(3) 缺乏高效的缓存管理机制。随着数据量的增加, 有限的节点缓存将无疑成为路由协议性能实现与提升的瓶颈。

2. NCBER 协议的主要思路

根据 Epidemic 协议存在的上述缺点, 我们提出了一种基于网络编码的机会网络高效路由

协议 NCBER (Network Coding Based Epidemic Routing, NCBER)^[14]协议。NCBER 协议通过在传送数据分组的过程中对转发节点采用如下两种措施：主动异或网络编码和数据分组组播、优先发送目的地址为对方节点的数据分组；同时，取消 Request 控制分组的发送并通过 SV 控制分组获取分组已达信息，然后利用 SV 分组进行高效的缓存管理，有效地减少了数据分组的转发次数和控制分组数量，降低了网络开销，缩短了分组投递时延，提高了投递率等。

3. NCBER 协议引入的新机制

NCBER 协议引入了五种新机制，具体描述如下。

(1) 主动异或网络编码

在机会网络中，当至少有 3 个节点处于同一连通域内时存在使用异或网络编码的条件，在节点 A 可以进行异或网络编码。为了增加网络编码机会，我们设计了一种主动编码的新机制：当节点 A 收到 SV_B 后，不是立即发送 B 所需数据分组给节点 B，而是通过等待一段时间（时间长度阈值 T 根据网络条件确定），主动地寻求网络编码机会。如果在 T 内，节点 A 收到了节点 C 发来的 SV_C ，则将需要分别传送给 B 和 C 的数据分组进行异或网络编码后同时发送给 B 和 C，从而减少数据分组发送次数，提高分组投递效率等。

(2) 优先传送目的地址为对方节点的数据分组

当节点 A 收到节点 B 发送的 $Request_B$ 后，查找对应的待发送的数据分组中是否有目的地址为 B 的，如果有，则将该分组直接发送给节点 B，而不参与网络编码；否则，寻求网络编码机会。这就可以更充分地利用节点之间短暂的接触机会进行数据投递，提高投递效率，缩短投递时延等。

(3) 数据分组组播

NCBER 协议设计了一种新的数据分组组播机制，如果当前节点满足条件：具有多个邻居节点且同一个数据分组要发送给多个邻居节点，则它可以采用“一对多”的组播发送模式，通过一次发送让多个邻居节点接收到同一个数据分组。当上述组播条件满足时，无论数据分组是否经过网络编码，NCBER 协议都会采用组播方式，从而达到减少转发开销和节省网络带宽的效果。

(4) 取消 Request 控制分组

在 ER 协议中，节点 B 收到节点 A 发送的 SV_A 后，会先对自己维护的 SV_B 进行取反运算，然后再与 SV_A 进行相与运算，从而得到被节点 A 存储而节点 B 没有的数据分组的索引 $Request_A$ ，即

$$Request_A = SV_A \& (\sim SV_B) \quad (5-14)$$

然后 B 发送 $Request_A$ 给 A，请求 A 发送相应的数据分组。

经过研究，我们提出了无须发送 Request 控制分组的方法，具体如下。

节点 B 收到节点 A 发送的 SV_A 后，会先对 SV_A 进行取反运算，然后再与自己维护的 SV_B 进行相与运算，从而得到 $Reply_A$ ，即

$$Reply_A = SV_B \& (\sim SV_A) \quad (5-15)$$

由此得到被节点 B 存储而节点 A 没有的这部分数据分组的索引 $Reply_A$ ，然后 B 根据该索引信息逐条发送数据分组给 A。同理，节点 A 收到节点 B 发送的 SV_B 后，也能计算出 $Reply_B$ ，因而不须 B 发送 $Request_A$ 。这样就取消了 Request 控制分组的发送，减少了控制分组的种类和数量。

(5) 通过 SV 控制分组清理节点缓存

NCBER 协议设计了一种用 SV 进行运算清理节点缓存的新机制, 具体如下。

① 当节点 A 收到 SV_B , 则进行与运算:

$$SV_C = SV_B \& SV_A \quad (5-16)$$

矢量 SV_C 显示的是 A、B 都存有的数据分组。

② 节点 A 遍历 SV_C 中对应的数据分组, 查询各数据分组所对应的目的节点是否为 B, 如果是, 则删除该数据分组, 从而达到清理节点缓存、减少节点存储开销的效果。

4. NCBER 协议的基本操作

NCBER 算法的数据交互模型如图 5-5 所示。

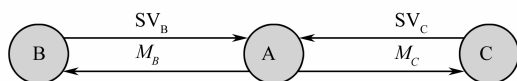


图 5-5 数据交互模型

NCBER 利用节点相遇机会来传输数据, 其具体操作步骤如下:

(1) 节点 A 周期性广播 Hello 消息进行邻居发现。在一个周期内, 如果节点 A 没有收到任何一个邻居节点 B 回复的 SV_B , 则在该周期结束后, 启动下一周期的邻居发现过程; 否则进入下一步。

(2) 节点 A 启动等待时间 T 并将 SV_B 与自己保存的 SV_A 进行比较, 得到自己有而节点 B 没有的数据分组集合 M_B , 然后节点 A 查找该集合中的数据分组的地址是否有到节点 B 的。如果有, 则将这部分分组优先发送; 如果没有, 则进入下一步。

(3) 节点 A 提取 A、B 共同存有的数据分组信息, 并将其中目的地址为节点 B 的数据分组从缓存中删除。如果在等待时间 T 内, 节点 A 没有收到另一个邻居节点 C 回复的 SV_C , 则直接发送 M_B 中剩余的数据分组给 B; 否则, 进入下一步。

(4) 如果节点 A 在等待时间 T 内收到了另一个邻居节点 C 回复的 SV_C , 则将其与自己保存的 SV_A 进行比较, 得到自己有而节点 C 没有的数据分组集合 M_C , 然后节点 A 查找该集合中的数据分组的地址是否有到节点 C 的。如果有, 则将这部分分组优先发送; 如果没有, 则进入下一步。

(5) 节点 A 提取 A、C 共同存有的数据分组信息, 并将其中目的地址为节点 C 的数据分组从缓存中删除。此外, 节点 A 查找数据分组集合 M_B 和 M_C 中剩余的分组, 若存在相同的分组, 则将这些分组合播给 B 和 C, 否则进入下一步。

(6) 将数据分组集合 M_B 和 M_C 中剩余的数据分组分别逐一提取并对取出的两个分组进行编码, 然后将编码分组合播给节点 B 和 C。

(7) 如果数据分组集合 M_B 和 M_C 中还有一个集合存在剩余的分组, 则将这些分组单播给该集合对应的节点并进入下一步。否则, 直接进入下一步。

(8) 节点 A 继续等待邻居回复, 如果在该周期内又收到了邻居回复, 则返回步骤 (2) 执行; 否则, 返回步骤 1 执行。

需要说明的是 SV_A 不是可用 SV, SV_B 和 SV_C 均为可用 SV, 其定义为: 当节点收到邻居节点回复的控制分组 SV_N (邻居节点的 SV 分组) 并将其与自己维护的 SV_S (自己的 SV 分组)

进行比较,如果有数据分组要发送给该邻居节点,则我们称 SV_N 为可用 SV 。

5. NCBER 协议的性能分析

下面我们对 Epidemic 协议和 NCBER 协议在数据转发次数、网络开销和平均端到端时延等性能上进行分析比较。

(1) 在达到相同的数据分组扩散的前提下,使用网络编码可以有效减少数据分组转发次数。设链路为无损链路,数据分组可以实现成功投递。节点 B 需要分别传送给节点 A 和 C 的数据分组集合分别为 M_A 和 M_C (分组个数为 N_A 和 N_C),节点 B 需要同时传送给节点 A 和 C 的数据分组集合为 M_{AC} ($M_{AC}=M_A \cap M_C$, 且分组个数为 N_{AC}), 且 $0 < N_A \leq N_C$ 。则 ER 算法所需要的转发次数为

$$N_{ER} = N_A + N_C \quad (5-17)$$

根据 NCBER 算法操作,使用网络编码之后所需要的转发次数为

$$N_{NCBER} = N_{AC} + (N_A - N_{AC}) + (N_C - N_{AC} - (N_A - N_{AC})) = N_C \quad (5-18)$$

式 (5-18) 中,第 1 个等号右端第 1 项为节点 B 将 M_{AC} 中的数据分组 P_{AC} 直接组播给节点 A 和节点 C 的数据分组转发次数,第 2 项为节点 B 分别逐一提取 M_A 中剩余的数据分组 P_A (此时节点 C 的缓存中已有该分组) 和 M_C 中剩余的数据分组 P_C (此时节点 A 的缓存中已有该分组) 进行异或编码,得到编码组合分组 $P_A \oplus P_C$,并将这些编码组合分组组播给节点 A 和节点 C 所需要的转发次数,第 3 项为节点 B 将 M_C 中剩余的数据分组 P_C (此时 $M_A = \emptyset$) 单播给节点 C 所需转发次数。

所以有 $N_{NCBER} < N_{ER}$,即 NCBER 算法较 ER 算法的数据分组转发次数少,且减少次数为

$$N_{Delta} = N_{ER} - N_{NCBER} = N_A \quad (5-19)$$

式 (5-19) 中, N_{Delta} 代表减少的数据分组转发次数。

(2) 网络开销

网络开销是指网络运行时间内,所有节点发送的分组 (Hello 分组、SV 分组、Request 分组、数据分组、组播分组以及编码分组) 所包含的总比特数。其值为

$$C_{total} = N_H \times S_H + N_{SV} \times S_{SV} + N_R \times S_R + N_D \times S_D + N_M \times S_M + N_C \times S_C \quad (5-20)$$

式 (5-20) 中, C_{total} 为总的网络开销, S_H 和 N_H 分别对应 Hello 分组的长度和总的发送个数。同样, S_{SV} 和 N_{SV} 分别对应 SV 分组的长度和总的发送个数, S_R 和 N_R 分别对应 Request 分组的长度和总的发送个数; S_D 和 N_D 、 S_M 和 N_M 以及 S_C 和 N_C 则分别对应数据分组、组播分组以及编码分组的长度和总的发送个数。

我们通过仿真实验得出的结论是 NCBER 协议的网络开销明显低于 Epidemic 协议的网络开销。这是由于 NCBER 协议取消了 Request 控制分组的发送,并且引入主动异或网络编码和组播,优先发送目的地址为对方节点的数据分组,通过 SV 控制分组获取分组已达信息,删除缓存中已达目的节点的数据分组,减少冗余数据分组在网络中的扩散,从而能够有效提高数据传输效率,降低控制开销和数据分组冗余,使得总的网络开销得到明显改善。而 MRRMR 协议由于删除了某些数据分组,减少了数据分组发送次数,但该协议大部分针对已达目的节点的数据分组副本的删除,此时,该部分数据分组在网络中的扩散程度已比较高,后续的冗余数据分组交互相对较少,使得该协议在控制网络开销方面的效果不明显。

(3) 平均端到端时延

数据分组的平均端到端时延可表示为

$$T_{\text{avg}} = \frac{\sum_{i=1} T_i}{N_{\text{num}}} \quad (5-21)$$

式(5-21)中, T_{avg} 为分组平均端到端时延, T_i 为第 i 个到达目的节点的数据分组的时延, N_{num} 为已到达目的节点的数据分组个数。

我们通过仿真实验得出了 NCBER 协议的数据分组平均端到端时延在每个仿真场景中均明显低于 Epidemic 协议的结果, 这是由于 NCBER 协议优先发送目的地址为对方节点的数据分组, 并且取消 Request 控制分组的发送, 充分利用节点之间短暂的接触时间, 传送更多的数据分组。此外, NCBER 协议利用网络编码和组播的优势, 使得网络节点能够更充分地利用本地网络拓扑结构, 进一步减少无线网络带宽占用和网络开销, 缩短数据分组投递时延。

5.2.4 带免疫机制的低开销机会网络路由协议

基于复制的 Epidemic 路由协议的 Request 控制消息存在冗余, 而引入免疫机制的 Epidemic 改进协议 APRA (Adaptive Priority Routing with Ack_mechanism) 协议^[15]中免疫信息的存储和传递使得存储和通信开销偏大、节点在存储和发送汇总矢量 SV 时存在长度冗余。针对上述问题, 我们提出了一种带免疫机制的低开销机会网络路由协议 LORA (Low-Overhead Routing Algorithm) 协议^[16]。

1. 问题分析

通过进一步研究我们发现 Epidemic 路由协议除了存在前文中指出的问题 (Request 消息冗余和 SV 消息冗余) 还存在如下问题:

在加入免疫机制的 Epidemic 改进路由协议中 (如 APRA、Immunity 等), 通过专门的数据结构对数据分组的免疫信息进行存储使得存储开销增大, 在免疫信息的传递过程中通过控制消息对免疫信息进行携带或者通过专门的控制消息对免疫信息进行发送导致控制开销偏大。

2. LORA 协议的主要思路

LORA 协议针对 Epidemic 路由协议中 Request 消息冗余、SV 消息冗余和引入免疫机制的 Epidemic 路由协议存在开销过大的问题, 提出了如下改进方案:

- (1) 取消节点相遇后 Request 消息的交互以减小控制开销;
- (2) 将数据分组免疫信息存入汇总矢量 SV 中, 并通过 SV 的传递实现免疫信息的传播以达到减小存储开销和控制开销的目的。

3. LORA 协议引入的新机制

LORA 协议引入了四种新机制, 具体内容如下。

- (1) 取消节点相遇后 Request 消息的发送

当节点 A 与节点 B 相遇以后发送各自的 SV 消息, 如图 5-6 所示, A 节点向 B 节点发送 SV_A 消息, 节点 B 收到 SV_A 后将 SV_A 按位取反后和 SV_B 进行“与”运算得到一个 A 节点的数据

分组请求矢量 Req_A ，该矢量中值为 1 的状态位对应的是 B 节点中有而 A 节点中没有的数据分组，然后 B 节点根据该请求矢量将数据分组发送给 A 节点。当 B 节点向 A 节点发送 SV_A 的时候也进行同样的操作。从以上流程可以看出，同 Epidemic 协议的消息交互流程相比（如图 5-2 所示），LORA 协议的控制消息交互流程中取消了两个 Request 消息的交互，减小了控制开销。

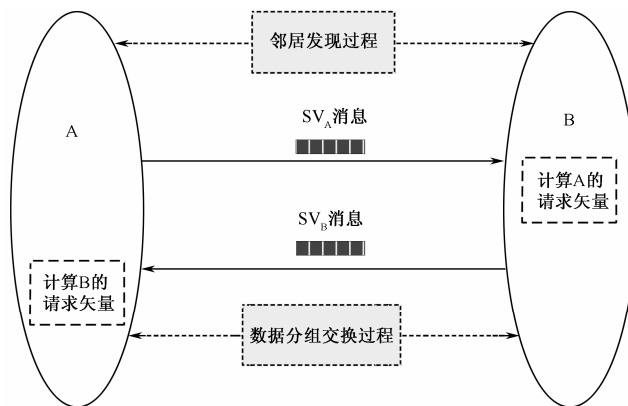


图 5-6 取消 Request 消息的交互过程

(2) 将数据分组免疫信息存储到汇总矢量 SV 中实现免疫信息零控制消息传递
原始的 Epidemic 路由协议中的汇总矢量如图 5-7 (a) 所示。

段1 →	1	1	1	1	1	0	0	0	0
段2 →	1	1	1	1	1	1	0	0	0
段3 →	1	1	1	1	1	0	0	0	0
段4 →	1	1	1	1	1	1	0	0	0
段5 →	1	1	1	1	1	1	0	0	0

(a) 未存储免疫信息的汇总矢量

段1 →	0	1	0	1	1	1	0	0	0
段2 →	1	0	1	0	1	1	1	0	0
段3 →	0	0	0	1	1	1	0	0	0
段4 →	1	0	1	1	1	1	1	0	0
段5 →	0	0	1	1	1	1	1	0	0

(b) 存入免疫信息后的汇总矢量

0 : 未存储对应的数据分组 1: 存储了对应的数据分组
 0 : 免疫信息，表示对应的数据分组已经到达目的节点
 ① : 结束标识位

图 5-7 存入免疫信息前后的汇总矢量

图 5-7 表示将汇总矢量划分为 N 段, 每段长度为 M , 即对应的每个源节点产生 M 个消息, 共有 N 个节点作为源节点, 图中 $N=5$, $M=10$ 。图中状态位值为“1”表示该位置对应的数据分组在当前节点缓存中存储, “0”则表示该位置对应的数据分组未在当前节点缓存中存储。

加入数据分组免疫信息后 LORA 协议中的汇总矢量如图 5-7 (b) 所示, 在每段的最后一个有效状态位“1”的后面加上一个结束标识位并置为“1”(如图中圆圈内的 1 所示), 这样每段结束标识位前状态值为“0”表示该位置对应的数据分组已成功到达目的节点, 即该“0”为相应数据分组的免疫信息(如图中小方框内的 1 所示)。结束标识位前状态位值为“1”表示本节点存储有对应的数据分组, 结束标识位后状态位值为“0”则表示该位置对应的数据分组在本节点中未进行存储。

4. LORA 协议的操作步骤

A、B 节点相遇后 A 节点向 B 节点发送加入免疫信息的汇总矢量 SV_A 消息(SV_A 进行自适应压缩), SV_A 的压缩原理如上述新机制(4)所述。

节点 B 收到 SV_A 消息后, 进行如下步骤的操作:

(1) 首先判断汇总矢量是否为压缩状态, 如果 SV_A 和 SV_B 进行了压缩操作, 将自存的汇总矢量 SV_B 和接收的 SV_A 进行解压缩操作, 根据压缩后的汇总矢量的头部信息和 $M-F-L$ 位段信息还原出原始的汇总矢量。

(2) 比较还原后的 SV_A 和 SV_B 矢量的长度, 若其中一个矢量长度为 $N(M+1)$, 则在另外一个汇总矢量的每段的最后增加一个值为“0”的状态位, 使得两个汇总矢量具有一致的长度。将长度一致的汇总矢量 SV_A 和 SV_B 进行逐段比较, 更新自存矢量 SV_B 结束标识位前的免疫信息, 将 SV_A 中对应 SV_B 结束标识位前的免疫信息加入 SV_B 中, 并将更新免疫信息所对应的数据分组从节点 B 的缓存中进行删除。

(3) 对长度一致的汇总矢量 SV_A 和 SV_B 进行复制得到副本矢量 SV_{AC} 和 SV_{BC} , 将 SV_{AC} 和 SV_{BC} 中每段结束标识位“1”前的状态值为“0”的免疫信息置为“1”并将该结束标识位删除, 然后将 SV_{AC} 矢量进行按位取反操作得到 $\overline{SV_{AC}}$, 然后用 SV_{BC} 同 $\overline{SV_{AC}}$ 进行按位“与”运算, 最后得到 A 节点的请求矢量 Req_A , 然后删除副本 SV_{AC} 和 SV_{BC} , Req_A 矢量中值为“1”的状态位所对应的为节点 B 中有而节点 A 中没有的数据分组。

(4) 节点 B 根据数据分组请求矢量 Req_A 向节点 A 发送数据分组, 如果该请求矢量中的所有数据分组都已发送则结束该流程; 如果还有数据分组需要进行发送, 则节点 B 首先判断当前要发送的数据分组的地址是否为节点 A, 这一步操作又分如下两种情况进行:

① 如果当前数据分组目的节点为 A, 节点 B 将在网络层产生一个免疫信息请求消息发往 MAC 层。节点 A 收到该数据分组后向 B 节点发送 ACK 确认帧, 并且节点 A 产生一个该分组的免疫信息并存入汇总矢量 SV_A 中。当节点 B 的 MAC 层收到该 ACK 确认帧后, 对应之前的请求信息产生一个该分组的免疫信息并通过跨层信息共享传到节点 B 的网络层, 然后将该免疫信息存入 SV_B 中, 并将该数据分组从节点缓存中进行删除。

② 如果当前数据分组的目的节点不为 A, 则节点 A 在成功接收数据分组后将该数据分组存入节点缓存中, 并将该分组所对应的 SV_A 中状态位置改为“1”。

当节点 B 向节点 A 发送汇总矢量 SV_B 时, 其操作流程与上述步骤相同。

5. LORA 协议的性能

下面我们就 LORA 协议和 Epidemic 协议在控制开销、数据分组平均转发次数和数据分组平均端到端时延三个方面进行性能比较。

(1) 控制开销

LORA 协议中控制开销包括发送的 Hello 消息、Reply 消息、汇总矢量 SV 消息，Epidemic 协议中控制开销包括 Hello 消息、Reply 消息、SV 消息、Request 消息。通过仿真实验可知，LORA 协议的控制开销要低于 Epidemic 协议，这是由于 LORA 协议在节点相遇后的控制消息交互阶段取消了 Request 消息的发送，节点通过接收 SV 消息算出相遇节点所需的数据分组列表，并且对 SV 消息中的汇总矢量部分进行了压缩操作，减小了 SV 的尺寸。

(2) 数据分组平均转发次数

数据分组平均转发次数是指网络中所有数据分组被转发的总次数与产生的分组数的比值，代表着网络的通信开销。通过仿真实验可知，LORA 协议相比于 Epidemic 协议具有较低的数据分组平均转发次数，这是由于 LORA 协议将数据分组免疫信息存入汇总矢量 SV 中进行传递，对已经到达目的节点的数据分组从节点缓存中进行删除。

(3) 数据分组平均端到端时延

数据分组端到端时延由分组的传输时延、传播时延以及在节点上的处理时延组成，平均端到端时延代表协议对数据进行传送的平均时延水平，平均端到端时延为单个分组的端到端时延之和比上接收的总的数据分组数目。通过仿真实验可知，LORA 协议的数据分组平均端到端时延要低于 Epidemic，这是由于 LORA 协议中在节点相遇后取消了 Request 消息的交互，通过 SV 消息接收节点计算出相遇节点的数据分组需求，然后直接进行数据分组的发送，使得数据分组能够更快发送到相遇节点，缩短了分组在节点上的处理时延，免疫信息的应用使得已到达目的节点的分组不再进行转发从而进一步减小了分组的发送等待时间。

5.2.5 基于自适应矢量压缩的路由协议

机会网络路由协议在汇总矢量 Summary Vector (SV) 的交换、存储和请求矢量 Request Vector (RV) 的交换过程中存在冗余开销等问题。针对上述问题，我们提出了一种基于自适应矢量压缩的路由协议 ERACV (Epidemic Routing based on Adaptive Compression of Vectors) 协议^[17]。

1. 问题分析

我们在深入研究中发现基于 Epidemic 机制的路由协议存在以下问题。

(1) 节点存储的汇总矢量长度存在冗余，如图 5-8 所示，图中不同行内同为“1”或“0”的部分。

(2) 在汇总矢量传递过程中，相遇节点须收发 2 个 SV 和 RV 分组，在 SV 和 RV 分组数量上存在冗余。

(3) 数据分组的发送顺序有待优化。

段1 →	1	1	1	1	1	1	1	0	0	0
段2 →	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0
段3 →	1	1	1	1	1	1	0	0	0	0
段4 →	1	1	1	1	1	0	0	0	0	0
段5 →	1	1	1	1	0	0	0	0	0	0

图 5-8 Epidemic 协议的节点存储的汇总矢量示意

2. ERACV 协议的主要思路

ERACV 协议通过自适应地缩短 SV 和 RV 的长度并在收到 SV 分组后优先发送目的节点为邻居的数据分组等方法,来减少节点的通信和 SV 存储开销,降低数据分组时延。本章在介绍 ERACV 协议时,主要详细介绍了 ERACV 协议引入的新机制和具体操作流程。

3. ERACV 协议引入的新机制

ERACV 协议引入了三种新机制,具体内容如下。

(1) 自适应矢量压缩

ERACV 协议对汇总矢量和请求矢量的长度进行自适应压缩。压缩思路为:假设汇总矢量分为 N 个 M 位的段,若汇总矢量 N 段的前 F 位的值为“1”或后 L 位的值都为“0”,则保留每一段中间的 $M-F-L$ 位,用二进制数标识出 F 和 L 的大小,不再列出每段的前 F 位和后 L 位;请求矢量的压缩思路与汇总矢量类似(请求矢量的发送包含三种形式:原始的请求矢量、压缩的请求矢量及数据分组标识信息,选择三者长度最短的装入 RV 分组进行发送),在不影响汇总矢量和请求矢量所含信息的前提下,能够在大多数情况下显著缩短汇总矢量和请求矢量长度,这样既能缩短 SV 分组和 RV 分组的长度,也减小了节点的通信开销。

(2) SV 分组和 RV 分组数量削减

现有基于 Epidemic 机制的路由协议需要收发 2 个 SV 分组和 2 个 RV 分组才能确定需要交换的数据分组。而 ERACV 协议仅需要收发 1 个 SV 分组和 1 个 RV 分组便可实现同样功能,从而在一次交互过程中减少了 50% 的数量。具体方法如下。

设节点 A、B 相遇,节点 B 收到了节点 A 发来的汇总矢量 SV_A ,B 使用 SV_A 和自己的汇总矢量 SV_B 计算各自的请求矢量:

- ① B 确定自己的请求矢量 RV_B (对应于 A 有而 B 没有数据分组)

$$\overrightarrow{RV_B} = \overrightarrow{SV_A} + \overrightarrow{SV_B} \quad (5-22)$$

- ② B 计算 A 的请求矢量 RV_A (对应于 B 有而 A 没有数据分组)

$$\overrightarrow{RV_A} = \overrightarrow{SV_B} + \overrightarrow{SV_A} \quad (5-23)$$

同时节点根据 RV_A 进行数据分组发送。然后,B 将 RV_B 装入一个 RV 分组发给 A,节点 A 根据 RV_B 发送 B 没有的数据分组。

(3) 数据分组优先发送

在 ERACV 协议中, 节点收到相遇节点的 SV 分组后, 首先将目的节点为相遇节点的数据分组发送给对方, 然后再发送 RV 分组, 这样既可以加快数据分组的交换, 也避免在收到 SV 分组之前发送数据分组所引起的重复发送的问题。

4. ERACV 协议的基本操作

ERACV 协议通过自适应压缩算法减少 SV 和 RV 的冗余, 其具体操作步骤如下:

(1) 若收到 Hello 分组或者目的地为本身的数据分组或者收到相遇节点发来的 SV 分组, 则表明已经感知到该节点, 并将相遇节点的标识存入邻居表中。

(2) 若在上述步骤中未收到相遇节点发来的 SV 分组, 则网络层将经过自适应压缩之后的汇总矢量装入 SV 分组中, 并发送给相遇节点。

(3) 若收到对方节点发来的 SV 分组, 则从中提取出汇总矢量并判断其长度。若汇总矢量的长度小于原始长度, 则在汇总矢量每段的前端加“1”及末尾加“0”, 其中“1”和“0”的个数分别等于第 1 个和第 2 个标识字段的值。类似地, 对自存的汇总矢量进行判断和还原。此外借助收到的汇总矢量将目的节点为对方节点的数据分组发送给对方。根据收到的汇总矢量 SV_A 和自存的汇总矢量 SV_B 计算各自的请求矢量。

(4) 首先比较原始请求矢量、压缩请求矢量以及待传数据分组标识集合三者的长度, 选择长度最短者装入 RV 分组中。然后, 根据 RV 分组中装入的内容修改头部标识位, 若装载请求矢量, 则标识位置为“0”; 否则, 标识位置为“1”。最后, 将 RV 分组发送给对方节点。

(5) 若收到相遇节点发来的 RV 分组, 则根据标识位的值判断它装载的信息。若标识位值“0”且请求矢量长度小于原始请求矢量, 则对其还原。还原方法为在每段的前端和末尾加“0”, “0”的个数分别为第 1 个和第 2 个标识字段的值。然后, 根据收到的请求矢量或待传数据分组标识集合, 节点将待交换的数据分组发送给对方。

5. ERACV 协议性能分析

ERACV 协议在 SV 分组和 RV 分组长度与数量性能以及控制开销上优于 Epidemic 路由协议, 下面给出相关的 4 个引理及数学证明。

引理 1: ERACV 算法中 SV 分组和 RV 分组的数量小于 ER 算法。

证明: 若节点 i 和 j 相遇之后, 并进行一次完整的信息交互, 则在 ER 算法中需要收发的 SV 分组和 RV 分组数分别为 N_{ijSV} 、 N_{ijRV} ; 根据式 (5-24) 和式 (5-25) 可知, 在 ERACV 算法中需要收发的 SV 分组和 RV 分组数分别为 M_{ijSV} 、 M_{ijRV} , 且有

$$N_{ijSV} = 2M_{ijSV} \quad (5-24)$$

$$N_{ijRV} = 2M_{ijRV} \quad (5-25)$$

在网络运行结束之后, ER 算法和 ERACV 算法中 SV 分组和 RV 分组的数目为

$$N_{ER} = \sum N_{SV} + \sum N_{RV} \quad (5-26)$$

$$N_{ERACV} = \sum M_{SV} + \sum M_{RV} \quad (5-27)$$

式 (5-26)、式 (5-27) 中 N_{SV} 、 M_{SV} 、 N_{RV} 、 M_{RV} 分别表示在 ER 和 ERACV 两种算法中节点完成所有数据分组传送需要发送的 SV 和 RV 分组的数目。若两算法在相同的网络条件下运行, 则 $N_{SV} > M_{SV}$ 且 $N_{RV} > M_{RV}$, 故有 $N_{ER} > N_{ERACV}$ 。证毕。

引理 2: ERACV 算法中 SV 分组的平均长度小于 ER 算法。

证明：假设网络中有 N ($N > 0$) 个发出数据分组的源节点，每个源节点共发送 M ($M > 0$) 个数据分组且总共发送 N_{SV} 个 SV 分组，则原始的汇总矢量长度 L_0 为

$$L_0 = NM \quad (5-28)$$

它可分为 N 个 M 位的段，每 1 段对应 1 个源节点所发数据分组的存储状况，进而得到在 ER 算法中汇总矢量的平均长度 $E[SV_0]$ 为

$$E[SV_0] = \frac{N_{SV} \times L_0}{N_{SV}} = L_0 \quad (5-29)$$

如果这 N 段的前 F ($F > 0$) 位的值都为“1”或者后 L ($L > 0$) 位的值都为“0”，则可对汇总矢量进行压缩，压缩的方法为：保留每一段中间的 $M - F - L$ 位，用二进制数标识出 F 和 L 的大小，不再列出每段的前 F 位和后 L 位。压缩之后的汇总矢量的长度为 L_c ($L_c > 0$)，则有

$$\begin{aligned} L_c &= N \times (M - F - L) + 2(\lg_2^M + 1) \\ &= NM - \{N(F + L) - 2(\lg_2^M + 1)\} \end{aligned} \quad (5-30)$$

当 $N(F + L) - 2(\lg_2^M + 1) > 0$ 时，即

$$F + L > \frac{2(\lg_2^M + 1)}{N} \quad (5-31)$$

此时，有 $L_c < L_0$ ，即压缩之后的汇总矢量更短，因而可以在 ERACV 算法中计算汇总矢量的平均长度 $E[SV_c]$ ，有

$$E[SV_c] = \frac{\sum_{i=1}^{M_{SV}} L_{ci}}{M_{SV}} \quad (5-32)$$

若在网络运行中满足一次汇总矢量压缩的条件，则有

$$E[SV_c] < E[SV_0] \quad (5-33)$$

在网络运行的初期和中期，由于有许多数据分组尚未产生，汇总矢量中每一段的后部会有多个“0”存在；而在网络运行的中期和后期，随着数据分组的逐渐扩散，汇总矢量中每一段的前部则会出现多个“1”。因此，ERACV 算法中汇总矢量的平均长度小于 ER 算法，进而 SV 分组的平均长度小于 ER 算法。证毕。

5.3 Ferry 路由协议优化研究

Ferry 路由协议基本思路为：在分布式无线网络中引进一种比普通节点具备更充足的资源，让能够自主运动的 Ferry 节点来担任数据的接收、携带和转发的任务。Ferry 沿着预设的固定路径移动，普通节点预先知道 Ferry 节点的运动规律，当普通节点的缓存中有充足的数据而没感知到数据的目的节点时，它就主动运动与 Ferry 节点相遇即相互进入对方的通信范围，进行数据交互，由 Ferry 节点完成后续的数据传送任务。通过研究我们得到，Ferry 路由协议一般存在开销和能量消耗较大的问题。

下面将以 Ferry 路由协议为基础，讨论如何减少控制开销、降低节点能量消耗并且延长网

络寿命等问题。针对该协议存在的问题提出以下两种改进方案：第一种改进方案是基于渡船节点主导的消息摆渡（Ferry-Initiated Message Ferrying, FIMF）路由协议改进得到的渡船主导的消息摆渡协议（Advanced Ferry-Initiated Message Ferrying, AFIMF）协议；第二种改进方案是优化 Ferry 路径（Algorithm of Optimizing Ferry Route, OFR）协议。

5.3.1 基于 FIMF 的低能耗路由协议

现有的基于消息摆渡的机会网络路由方法在控制消息（如 Hello 消息和服务请求消息）的传输方面存在冗余通信和存储开销，这些问题对采用消息摆渡机制的机会网络路由方法的性能具有重要影响，由此，我们提出一种新 FIMF 协议，即 AFIMF 协议。在介绍 AFIMF 协议之前，首先介绍 FIMF 路由协议的基本原理。

1. FIMF 路由协议基本原理

FIMF 路由协议是在消息摆渡路由方法的基础上进行改进的路由协议，其网络结构由 Ferry 节点和普通节点组成。Ferry 节点表示渡船节点，在消息的传输过程既不充当源节点也不充当目的节点，能够控制自身的移动行为，按照一定的路线在相互隔开的网络区域间移动，并以“存储-携带-转发”的方式协助网络传输消息。而普通节点表示相对于 Ferry 节点而言没有渡船功能的节点，他们只负责数据的发送和接收，不负责消息的摆渡，他们既可以是源节点也可以是普通节点。FIMF 协议更加适合机会网络拓扑间断连接的环境。

FIMF 协议中，Ferry 节点有两种运作模式，一种是空闲模式，另一种是工作模式。当 Ferry 节点处在空闲模式时，Ferry 节点沿着预先设置好的路径运动并且等待接收普通节点的服务请求消息。由于能量约束的原因，普通节点的长距离通信范围可能无法覆盖整个网络。因此，普通节点只有在处于 Ferry 节点附近时，才能保证 Ferry 节点能够接收到其使用长距离通信方式发送的服务请求消息。因此，网络初始化给 Ferry 节点设置固定路径时，必须尽可能最大化所有普通节点能与 Ferry 节点以长距离通信方式通信的概率。

图 5-9 是 FIMF 路由协议的工作原理示意，图中描绘了在同一区域中不同时刻网络的状态。由于网络中的节点是随机移动的，其移动性很难预测，这就给固定路径的设置带来很大的困难。为了简单起见，假设网络可以分成四个正方形小栅格，如图 5-10 所示。这时 Ferry 节点的固定路径即是由每个小栅格的中心为顶点形成的正方形 L，即图 5-10 中虚线围成的正方形。

图 5-10 中， R 为长距离通信半径也就是 L 到网络边缘的最长距离，Ferry 节点在封闭的路线 L 上移动时其通信范围能够覆盖所有小栅格即整个网络。请注意，本小节后续内容所涉及的网络模型皆采用此网络模型。

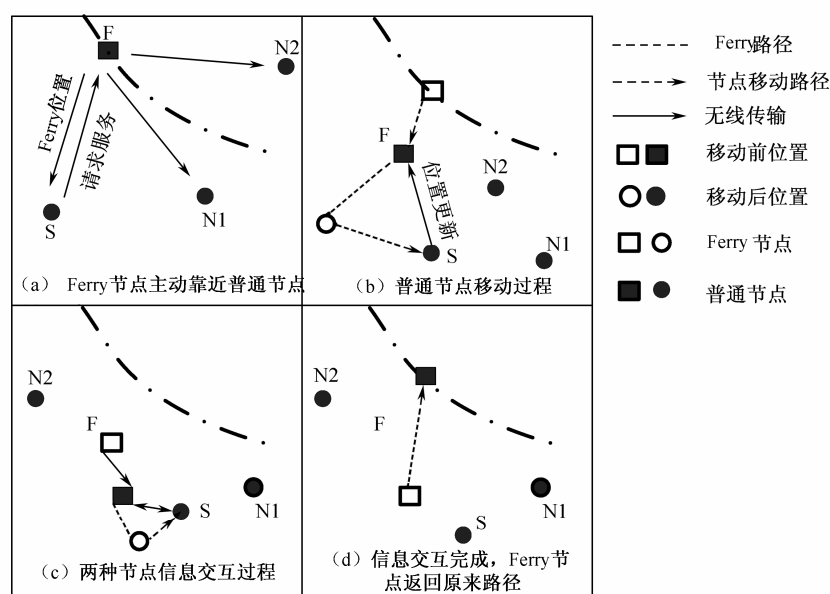


图 5-9 FIMF 路由协议工作原理

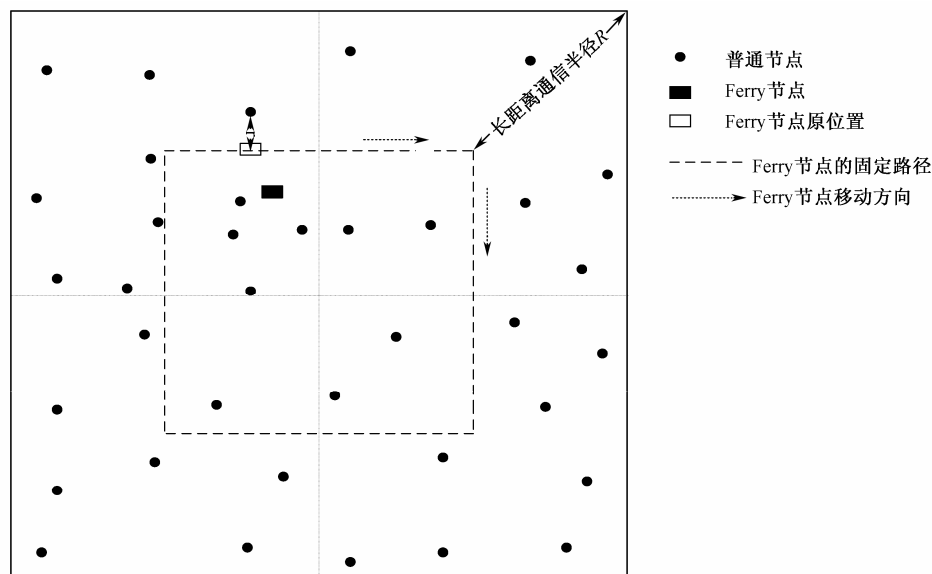


图 5-10 FIMF 中 Ferry 节点的固定路径设置示意

2. FIMF 路由协议存在的问题

通过深入研究，我们发现，FIMF 路由协议在节能方面存在以下三个问题。

(1) Hello 消息中包含节点的位置信息，带来额外的控制开销。

(2) 普通节点需要周期性地广播 Hello 消息，当通信业务量较少时，会带来冗余的通信开销。

(3) 普通节点始终使用长距离通信方式向 Ferry 节点发送请求服务消息和位置更新消息, 即使双方节点相距不远不需要进行长距离通信时也是如此, 因此在能量上存在浪费。

为了做出具有针对性的 Ferry 路由协议改进, 我们基于 RSSI^[18]测距技术, 提出一种基于 FIMF 的低能耗路由协议, 称其为 AFIMF 协议, 并用该改进协议来解决以上问题。下面详细介绍 AFIMF 的原理并分析其效果。

3. IMF 路由协议的改进方案——AFIMF 协议

我们设计 AFIMF 协议的初衷是为了降低 FIMF 协议的通信开销, 节省节点能量。下面详细介绍我们在 AFIMF 协议中提出的新机制。

1) AFIMF 路由协议新机制

AFIMF 提出了三种改进机制。第一种是基于 RSSI 测距技术取消 Ferry 节点 Hello 消息中的位置信息; 第二种是普通节点基于跨层检测信号技术按需广播 Hello 消息; 第三种是普通节点基于 RSSI 测距技术自适应调整发射功率。

(1) 取消 Ferry 的 Hello 消息中的位置信息

节点 MAC 层采用 RSSI 技术, 在检测到 Ferry 节点广播的 Hello 消息的距离时, 通过跨层信息共享方式通知网络层。RSSI 技术可以取消 Ferry 节点 Hello 消息中的位置信息并达到原有方案的效果, 减少通信开销。

(2) 按需广播 Hello 消息

在普通节点判断自己有数据发送或物理层检测到其他节点的信号条件成立时, 普通节点发送 Hello 消息, 即当且仅当事件 A 或者事件 B 至少有一个发生时, 发生事件 C。这样就可以减少 Hello 消息的发送次数, 减少通信开销。

(3) 自适应地调整发射功率

采用 RSSI 技术确定信号源的距离, 并根据该距离自适应地调节发射功率发送控制消息以达到减小发射功率, 节省能量的效果。

2) AFIMF 协议的操作步骤

Ferry 节点的操作由空闲模式与工作模式下的操作组成, 两种模式相互切换, 同样地, 普通节点的操作也由空闲模式和工作模式下的操作组成, 两种模式相互切换。以下分别阐述 Ferry 节点和普通节点的具体运作过程。

(1) Ferry 节点的运作模式

Ferry 节点的网络层设置并保存了 1 个长度为 1 bit 的“模式”标志位, 用于表示节点处于那种模式, 该位为“0”表示节点处于空闲模式, “1”表示节点处于工作模式。Ferry 节点运作过程如图 5-11 所示。图中的 H 为收到的 Service_Request 消息所属的请求节点序列链表, P 为 Ferry 节点主动运动的路径。下面叙述 Ferry 节点的两种运作模式。

① 空闲模式。如图 5-11 所示, 在该模式下, Ferry 节点将会沿着预设置的路径 L, 以一定的速率移动并且通过长距离通信方式周期性地广播不包括位置信息的 Hello 消息。

② 工作模式。当 Ferry 节点收到 Service_Request 消息后, 序列链表 H 不为空, Ferry 节点即进入工作模式, 此过程中 Ferry 节点沿着上述计算好的路径 P 主动运动并且通过长距离通信方式(通信半径为 R , 其中 $R > x$)周期性地广播不包括位置信息的 Hello 消息。操作过程如下:

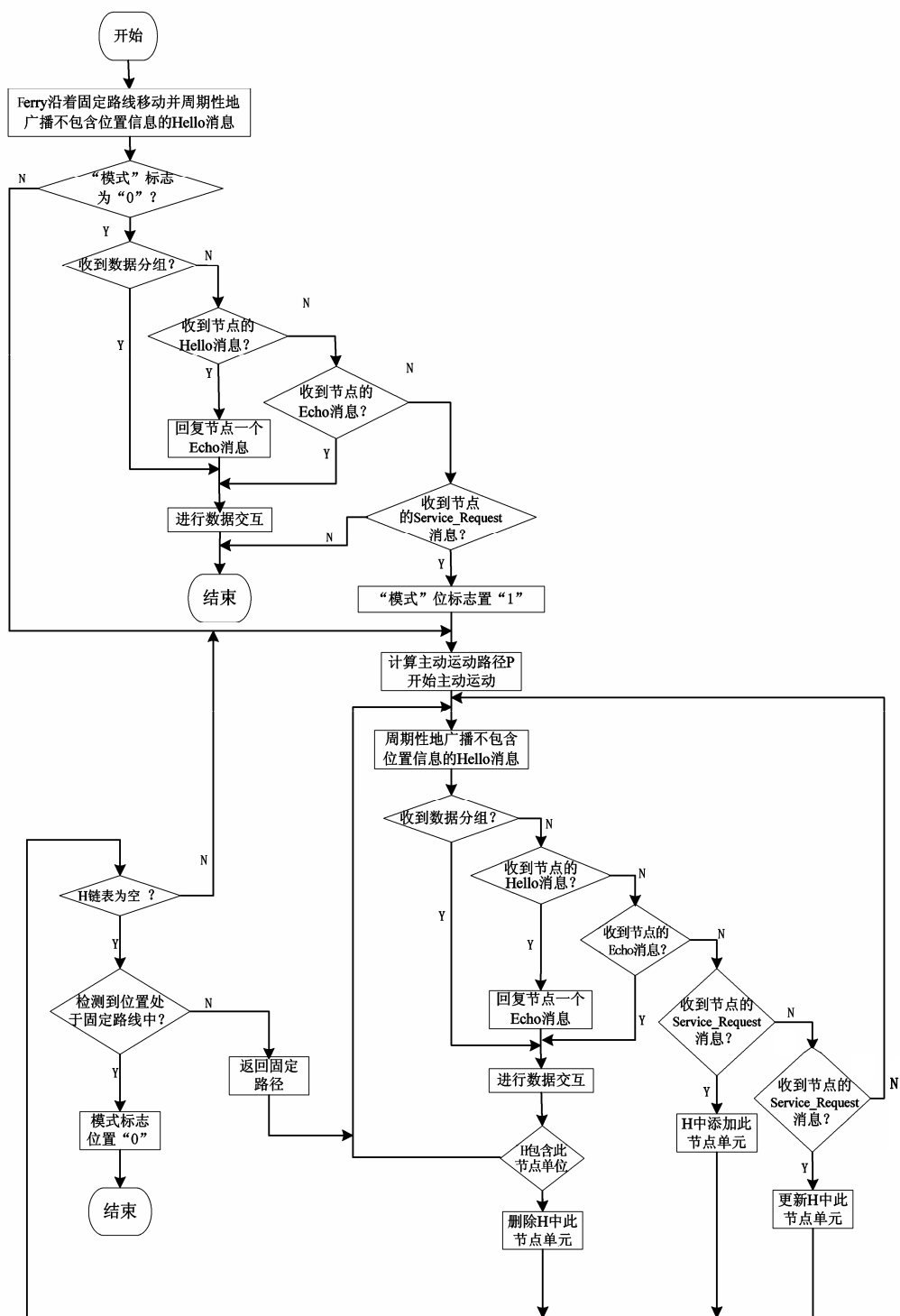


图 5-11 Ferry 节点操作流程

(2) 普通节点的运作模式

普通节点的网络层设置并保存了 1 个长度为 1 bit 的“模式”标志位，用于表示节点处于

哪种模式，该位为“1”表示节点处于关联模式，“0”表示节点处于分离模式。普通节点操作流程如图 5-12 所示。

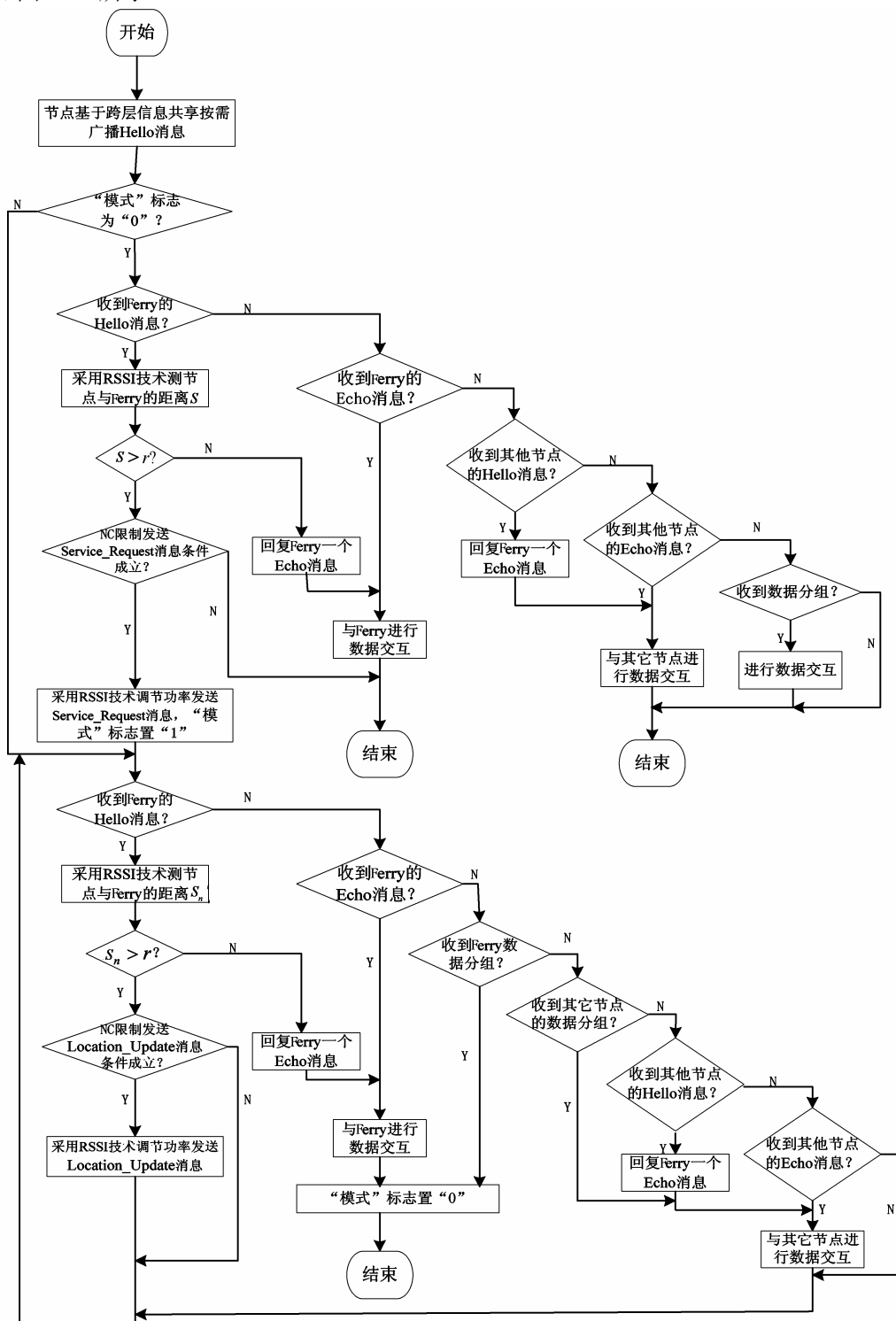


图 5-12 普通节点操作流程

图 5-12 中第一列从上往下第四个判断框中的 NC 为节点控制机制 (Notification Control scheme)。下面叙述普通节点的两种运作模式。

① 分离模式。普通节点初始化时处于分离模式。在该模式下, 普通节点没有向 Ferry 节点请求服务。普通节点根据跨层设计思路判断是否广播 Hello 消息, 达到按需发送 Hello 消息、减少 Hello 消息的广播次数、减少冗余通信和存储开销的效果。跨层设计思路判断是否广播 Hello 消息的方法为: 当节点判断条件满足自己有数据发送、MAC 层检测到其他节点的信号并采用 RSSI 技术判断其与信号源的距离小于短距离通信半径这两个条件同时成立时, 普通节点发送 Hello 消息。

② 关联模式。普通节点通过 NC 机制决定且发送了 Service_Request 消息后, 普通节点进入关联模式, 普通节点仍然如分离模式一样按需地广播 Hello 消息。

2) 特点分析

我们提出的基于跨层设计^[19]和消息摆渡的机会网络高效节能路由协议采用上述的三种新机制, 通过实验数据表明, 不同的网络场景在相同网络条件下, 改进协议 AFIMF 的消息传递率与原 FIMF 协议持衡, AFIMF 有良好的稳定性。在相同网络条件下, 采用 AFIMF 协议的控制开销均比 FIMF 协议的控制开销低, 这主要是因为在 AFIMF 协议中, 取消了 Ferry 节点 Hello 消息中的位置信息和普通节点按需地广播 Hello 消息, 减小了节点的通信开销。采用 AFIMF 协议的总能量消耗均比 FIMF 少, 这主要是因为 AFIMF 协议采用普通节点基于 RSSI 技术自适应地调整发射功率发送服务请求消息与位置更新消息机制, 降低了发射控制消息的平均功率, 另外, 使用其他两种机制节约了网络开销, 提高了协议的效率进而节约了能量, 同时节省网络的无线带宽资源, 提高路由方法的效率和可扩展性。

5.3.2 基于 FIMF 的低时延路由协议

上一节我们主要介绍了减小 FIMF 路由协议的通信冗余和存储开销的 AFIMF 协议, 本小节针对其节点主动运动路径如何更优化问题提出了一种新的路由协议, 即 OFR 路由协议。

基于 FIMF 方案的路由协议中, Ferry 节点利用主动运动性质靠近普通节点并进行数据传输操作, 在采用一定的方法遍历所有请求服务的普通节点之后返回预定路径并继续沿该路径运动。对于如何遍历发出请求的普通节点, 早期的研究者在 FIMF 方法中将其视为一个寻找哈密顿回路 (Hamilton Loop) 的旅行商问题 (Traveling Salesman Problems, TSP), 在实际操作中使用遍历法的一种近似协议——最近邻居协议 (Nearest Neighbor Algorithm, NNA) 来解决。本小节介绍我们在 FIMF 方案的基础上提出的一种优化 Ferry 节点主动运动路径的路由协议。

1. 现有的 Ferry 主动运动路径计算方法

现有最简便易行的 Ferry 节点主动运动路径选择方法为最近邻居路由协议。Ferry 节点在与某个请求服务节点相遇后, 总是沿着所有请求服务节点中最近的节点位置做直线运动, 不利于 Ferry 节点与其他请求服务节点的相遇和通信, 影响了消息传递效率。在其他一些路由协议如 MSSL 路由协议中, Ferry 节点根据概率选择路径, 但是概率高的区域不一定有通信业务, 并且该协议不能保证 Ferry 节点的通信范围可以覆盖全网。DMFR 路由协议在分簇的基础上, 增强

了 Ferry 节点的计算复杂度, 当网络中存在多个孤立节点单独成簇时, Ferry 节点遍历的簇头过多, 会增加传输时延, 因此 MSSL 与 DMFR 路由协议的可行性与灵活性不高。以下详细分析 NNA 路由协议的基本原理。

NNA 路由协议的基本思路是: Ferry 节点在与一个服务请求节点相遇之后, 向与其距离最近的服务请求节点做直线运动。Ferry 节点的运动路径如图 5-13 所示, 为了方便分析 NNA 原理, 假设图 5-13 中普通节点都是请求服务的节点, 其节点信息存在 Ferry 节点的序列链表 H 中, 其他未请求服务的节点在图 5-13 中已省略。从图 5-13 可见 NNA 路由协议计算的路径有可能交叉重叠, 并不是最短路径。

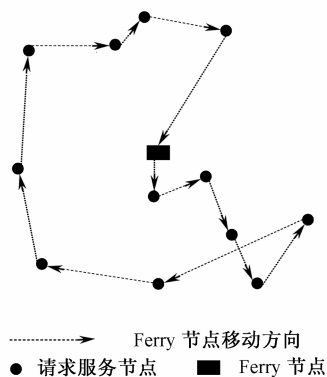


图 5-13 采用 NNA 协议的 Ferry 节点路径示意

FIMF 路由协议通过 Ferry 节点的主动运动能够提高机会网络数据传输性能并保护节点资源, 但 NNA 路由协议定义 Ferry 节点运动路径的思路过于简单, 未考虑到通过一次直线运动来联系尽可能多的服务请求节点会对数据传送的成功率和时延带来不利影响。

综上, 通过对现有的 Ferry 节点主动运动协议的研究分析, 我们提出一种优化 Ferry 路径 (Algorithm of Optimizing Ferry Route, OFR) 路由协议。下面详细介绍 OFR 协议的基本原理并分析其性能。

2. FIMF 路由协议的改进方案——OFR 协议

我们设计 OFR 协议的初衷是为了优化 Ferry 节点的主动运动路径, 降低消息传递时延。下面详细介绍我们在 OFR 协议提出的新机制、主要步骤及特点分析。

1) OFR 路由协议基本原理

OFR 协议是在 FIMF 路由协议的基础上对 Ferry 节点的运动路径进行优化后的改进协议, 在本小节中, OFR 协议沿用如图 5-10 所示的网络模型, 网络初始时, Ferry 节点沿着固定路径 L 运动, 并且以固定周期广播 Hello 消息, 当其接收到普通节点的服务请求消息时, 提取该消息中的位置信息, 计算主动运动路径, 并离开固定路径, 主动靠近普通节点协助其实现消息传递。

2) OFR 路由协议的新机制

假设网络可以分成四个正方形小栅格, Ferry 节点的固定路径即由每个小栅格的中心为顶

点的正方形 L ，如图 5-14 中虚线围成的正方形。其中 R 为长距离通信半径，Ferry 节点在封闭的路线 L 上移动通信范围能够覆盖全网。图 5-14 中矩形区域 R_2 包含的请求服务节点最多，故选 R_2 的中位线方向作为此时 Ferry 的主动运动方向。

在 OFR 路由协议中，Ferry 节点自适应地调整主动运动路径，遍历请求服务节点，不再使用 NNA 协议。

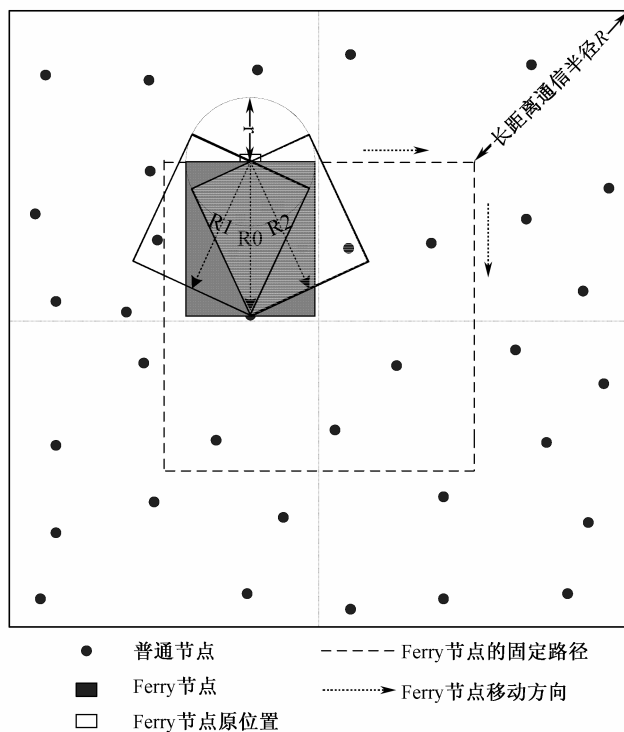


图 5-14 基于 OFR 协议的 Ferry 节点主动运动示意

(1) Ferry 节点接收到普通节点的服务请求消息或者位置更新消息时，存放或者更新这些节点的位置信息到链表 H 中。

(2) Ferry 节点选择链表 H 中第一个节点单元的位置，划分出三个矩形区域如图 5-18，分别为：以该节点位置和 Ferry 节点当前位置为两对边中点的矩形 R_0 ；以该节点位置作为一个顶点，以 Ferry 节点当前位置作为对边中点的矩形 R_1 、 R_2 。其中包含 Ferry 节点当前位置的一边边长为通信半径的两倍。在以上三个矩形区域包含请求服务节点最多的矩形中，以包含 Ferry 节点当前位置的中位线作为目前 Ferry 节点的主动运动路径。之后采用此方法动态调整主动运动路径。

3) OFR 协议的操作

根据 OFR 协议，路径 P 的计算方法如下。首先，Ferry 节点做如下判断，若链表 H 不为空，通过 GPS 装置或者其他位置信息获取装置获取 Ferry 节点的当前位置 (x_F, y_F) ，Ferry 节点选择链表 H 中第一个节点 (N_1) 单元的位置 (x_1, y_1) ，划分出三个矩形区域（见图 5-14）分别为：以 Ferry 节点的位置 (x_F, y_F) 、位置 (x_1, y_1) 为两条矩形对边（边长为 $2r$ ， r 为短距离通信半径）的两个中点，邻边边长为 d 的矩形 R_0 ；以 Ferry 节点的位置 (x_F, y_F) 为一条

边的中点、N1 节点为其对边上的一个顶点，邻边边长为 d_1 的矩形 R1、R2。在以上三个矩形区域包含请求服务节点最多的矩形中，以包含 Ferry 节点当前位置的中位线作为目前 Ferry 节点的主动运动路径，之后采用此方法动态地调整主动运动路径。其次，计算出被选中的矩形上 Ferry 节点的对边中点位置 (x_m, y_m) ，Ferry 节点在主动运动过程中不时地检测自己的当前位置与对边中点 (x_m, y_m) 的距离 S_m ，若 $S_m < x$ (x 为预设定的参数，其中 $x < r$)，Ferry 节点从当前位置朝着位置 (x_1, y_1) 做直线运动。

Ferry 节点将自己的位置信息写在 Hello 消息中广播出去，普通节点接到 Ferry 节点的 Hello 消息之后提取出其位置信息，然后使用自身的 GPS 装置获取自身的位置信息，计算自身与 Ferry 节点的距离，只要该距离小于或等于短距离通信半径，则双方进行数据交互，不需要向 Ferry 节点发送服务请求消息或者位置更新消息，由此可得出 H 序列中的节点位置与 Ferry 节点的当前位置的距离均大于短距离通信半径 r ，因此，我们可以建立以下的数学模型：

以 Ferry 节点当前位置 F 为圆心， r 为半径，画一个圆，H 序列中的第一个节点位置 H1 一定在圆外，过 H1 做两条切线，则这两条切线分别为矩形 R1、R2 的一条边。下面具体说明 Ferry 节点自适应主动运动方法的计算过程。

(1) 求矩形 R1、R2 上位置 C 的对边中点位置

设 R1、R2 对边中点位置分别为 (x_{m1}, y_{m1}) 、 (x_{m2}, y_{m2}) ，由数学模型可得以下方程组：

$$\begin{cases} (x_m - x_F)^2 + (y_m - y_F)^2 + r^2 = d^2 & (1) \\ (x_m - x_1)^2 + (y_m - y_1)^2 + r^2 & (2) \end{cases} \quad (5-34)$$

式 (5-34) 中方程式 (2) 减去方程式 (1) 整理得

$$(y_F - y_1)y_m + (x_F - x_1)x_m + x_1^2 + y_1^2 - r^2 - x_F \times x_1 - y_F \times y_1 = 0 \quad (5-35)$$

设 $C = x_1^2 + y_1^2 - r^2 - x_F \times x_1 - y_F \times y_1$ ，得

$$(y_F - y_1)y_m + (x_F - x_1)x_m + C = 0 \quad (5-36)$$

① 当 $y_F = y_1$ 时，有

$$x_m = \frac{C}{(x_1 - x_F)} \quad (5-37)$$

将式 (5-37) 代入方程式 $(x_m - x_1)^2 + (y_m - y_1)^2 = r^2$ 整理并求解一元二次方程组的两个不同的解 y_{m1} 、 y_{m2} ；其中 $x_{m1} = x_{m2} = x_m$ 。

② 当 $x_F = x_1$ 时，有

$$y_m = \frac{C}{(y_1 - y_F)} \quad (5-38)$$

将式 (5-38) 代入方程式 $(x_m - x_1)^2 + (y_m - y_1)^2 = r^2$ 整理并求解一元二次方程组的两个不同的解 x_{m1} 、 x_{m2} ；其中 $y_{m1} = y_{m2} = y_m$ 。

③ 当 $y_F \neq y_1$ 且 $x_F \neq x_1$ 时，有

$$x_m = \frac{C + (y_F - y_1)y_m}{(x_1 - x_F)} \quad (5-39)$$

将式 (5-39) 代入方程式 $(x_m - x_1)^2 + (y_m - y_1)^2 = r^2$ 整理并求解一元二次方程组的两个不同的解 y_{m1} 、 y_{m2} ；将 y_{m1} 、 y_{m2} 分别代入式 (5-51) 即可求出对应的 x_{m1} 、 x_{m2} 。

(2) 计算出 R0、R1 与 R2 三个矩形中各自包含 H 序列中节点的数目

过程 (1) 已经求出矩形 R1、R2 上 (x_F, y_F) 的对边中点位置分别为 (x_{m1}, y_m) 、 (x_{m2}, y_{m2}) ，计算 R0、R1 与 R2 这三个矩形中包含 H 序列中节点的数目，可以做如下归一化处理：已知一点 P，线段 FP 是矩形的中位线，经过 Ferry 当前位置 F (x_F, y_F) 的矩形区域，含点 F 和点 P 的两条边长为 $2r$ ，如图 5-15 所示。

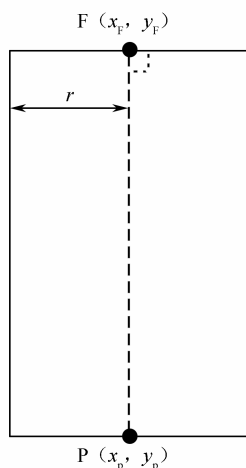


图 5-15 OFR 协议用到的矩形示意

图 5-15 表示 Ferry 节点从位置 F 运动到位置 P，其通信范围能覆盖该矩形，在该矩形区域内的普通节点都可以与 Ferry 节点进行数据交互。因此我们求该矩形的四条边的直线方程如下：

① 当 $y_F = y_P$ 时，矩形的四条边的直线方程组为：

$$\begin{cases} x - x_F = 0 \\ x - x_P = 0 \\ y - y_F + r = 0 \\ y - y_F - r = 0 \end{cases} \quad (5-40)$$

② 当 $x_F = x_P$ 时，矩形的四条边的直线方程组为：

$$\begin{cases} y - y_F = 0 \\ y - y_P = 0 \\ x - x_F + r = 0 \\ x - x_F - r = 0 \end{cases} \quad (5-41)$$

③ 当 $y_F \neq y_P$ 且 $x_F \neq x_P$ 时，设 $k = \frac{y_F - y_P}{x_F - x_P}$ ，则过点 F 的直线斜率为 $k_m = -\frac{1}{k}$ ，求得矩形的四条边的直线方程组为：

$$\begin{cases} y - y_F - k_m(x - x_F) = 0 \\ y - y_F - k_m(x - x_P) = 0 \\ y - k \times x - y_P + k \times x_P + r = 0 \\ y - k \times x - y_P + k \times x_P - r = 0 \end{cases} \quad (5-42)$$

以上三组方程中, 每组第一条与第二条方程式是一组平行边的方程, 在计算时先判断已知点 P 与 F 的关系属于哪种情况, 将 H 序列中的一个节点位置 (x_n, y_n) 分别代入方程组四个式子中的 (x, y) , 若出现两组平行边式子同时异号的情况, 则该节点 N 的位置在这个矩形区域中。同理, 将 H 序列中的所有节点位置 (x_n, y_n) 分别代入以上四个式子中的 (x, y) , 即可求得该矩形中包含 H 序列中节点的数目。将 (x_1, y_1) 、 (x_{m1}, y_{m1}) 和 (x_{m2}, y_{m2}) 分别代入 (x_p, y_p) 即可求得 R0、R1 和 R2 矩形区域中各自包含的节点数目 M_0 、 M_1 和 M_2 。

(3) 求出主动运动的下一个目的位置

比较过程 (2) 中的 M_0 、 M_1 和 M_2 , 选择数目最大的那个值所对应的矩形, 以点 F 对边的中点作为主动运动的下一个目的位置。

过程 (1) 和过程 (3) 只需要有限次简单的运算, 过程 (2) 中需要逐个判断 H 序列中的节点位置是否包含在矩形 R0、R1 和 R2 中, 如果 H 序列中有 n 个节点位置, 则协议复杂度为 $O(n)$ 。

4) OFR 协议的特点分析

本小节提出了一种优化渡船节点路径协议, 该协议在计算主动运动时, 选择在三个指定矩形区域中包含请求服务节点数目最多的一个区域作为下次运动的覆盖范围, 也就是说在一次主动运动过程中, 与 Ferry 节点进行数据交互的请求服务节点数目最多, 提高了普通节点与 Ferry 节点通信的机会, 降低了消息传递的时延。通过仿真实验证明了我们提出的 OFR 协议与 NNA 协议相比, 时延更小, 有更好的传输性能。OFR 路由协议实现了 Ferry 节点的自适应主动运动, 合理地优化了 Ferry 节点主动运动的路径, 提高了 Ferry 节点与普通节点相遇的机会, 节省了机会网络的无线带宽资源, 增强了路由方法的效率和可扩展性。

5.4 基于地理位置的路由协议优化研究

目前已存在一些基于地理位置的路由协议, 如 E-LAR 协议^[20]、栅格位置路由协议^[21]、GPSR 协议^[22]、DIG 协议、基于地理位置信息的路由协议 (Distance Routing Effect Algorithm for Mobility, DREAM) 等。但是总的来说, 有关机会网络中基于地理位置信息的路由协议的研究较少, 其中基于地理位置信息的机会网络单副本路由协议 (Direction based Geographic Routing Scheme, DIG)^[23]是一个代表, 但该协议缺少对邻居信息的应用, 致使该协议的时延偏大。Stefano Basagni 等人提出的 DREAM^[24]协议也算一个代表, 然而机会网络中源节点到目的节点之间的路径不一定存在, 使得传统的移动 Ad Hoc 网络中基于地理位置信息的路由协议无法适应拓扑间断或者部分连接的网络环境, 需要加以改进。我们分别对 DIG 协议和 DREAM 协议做出了相应的改进: 第一种改进是基于 DIG 路由协议改进的定向数据传输的地理路由协议 (Geographic Routing Algorithm based on Directional Data Transmission, GRDDT); 第二种改进是基于 DREAM 路由协议改进的自适应位置更新的路由协议 (Routing based on Adaptive Position Update, PAPU)。

5.4.1 基于 DIG 的低时延路由协议

DIG 路由协议采用节点两两相遇的方式来完成数据交互,有效解决了端到端路径不持续存在的问题,同时它没有对邻居的位置信息加以利用,增加了数据分组在缓存中的等待时间,使得分组端到端时延偏大,可靠性也较低。我们提出的 GRDDT 路由协议能有效的解决这些问题。在详细介绍 GRDDT 路由协议之前,先简单介绍一下 DIG 路由协议的基本原理及其特点。

1. DIG 路由协议基本原理

DIG 协议是机会网络单副本协议中具有代表性的、基于地理位置信息的路由协议之一,它主要用于目的节点位置确定的网络场景,网络中所有节点地位平等。DIG 路由协议通过两个节点之间的相遇,完成节点地理位置及运动方向等信息的交换,并利用这些信息选择合适的数据发送给对方,以此完成数据的交互。

DIG 路由协议通过节点两两相遇来完成数据交互。当两个节点相遇后,节点之间先交换自身的当前位置和运动方向等信息,然后根据相遇节点的位置、运动方向以及目的节点的位置信息,选择合适的数据发给对方。DIG 路由协议的数据转发过程如图 5-16 所示,其中 S 表示源节点, D 表示目的节点。

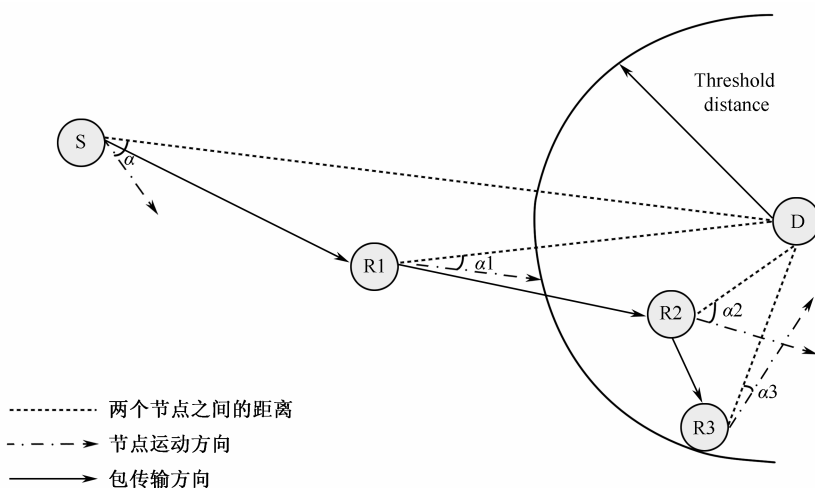


图 5-16 DIG 路由协议的数据转发过程

DIG 路由协议的数据分组转发过程大致可以分为三个阶段。

(1) 当源节点产生数据分组要发给目的节点时,源节点会尽快地把数据转发出去,以节约存储空间。如果与自己相遇的节点比自己更靠近目的节点,则转发该数据分组给对方。

(2) 当数据分组到目的节点的距离大于给定的距离门限值 T 时,当前节点选择的下一跳必须比自己更靠近目的节点,并且运动方向在 $[\theta-\xi, \theta+\xi]$ 范围内,其中 θ 为当前节点到目的节点所形成的角度, $\xi = \tau^n \times \arcsin(r/d) \leq \pi/2$, 其中 r 为通信半径, d 为数据包到目的节点的距离, n 为一个常量且 $n \in (0, 1)$, τ 是一个大于或等于 1 的权重值且随时间的增加而增大,当一个节点一直无法为当前数据包找到合适的下一跳时, ξ 会随着时间的增加而增大,最大值为 $\pi/2$, 当

节点成功找到该数据包的下一跳时, τ 又变为 1, 此时 ξ 为 $\arcsin(r/d)$ 。

(3) 当数据分组到目的节点的距离小于 T 时, 节点为数据分组选择的下一跳的运动方向必须比自己当前运动方向更靠近目的节点。如图 5-16 所示, 当前节点 R2 的运动方向 α_2 大于相遇节点 R3 的运动方向 α_3 , 所以选择 R3 作为该数据分组的下一跳, 即使节点 R3 到目的节点的距离更远。如果没有合适的下一跳, 当前节点就携带数据分组运动到目的节点的通信范围内完成数据分组的交付。

2. DIG 路由协议存在的问题

DIG 路由协议采用节点两两相遇的方式来完成数据的交互, 有效地解决了端到端路径不持续存在的问题, 但是它没有对邻居的位置信息加以利用, 增加了数据分组在缓存中的等待时间, 使得分组端到端时延偏大。我们将 DIG 路由协议存在的问题归纳为以下三点:

(1) 没有有效利用邻居表中的信息进行数据的转发, 当节点收到数据后, 节点须先缓存该数据, 增加了数据在缓存中的等待时间;

(2) 当携带数据的节点向远离目的节点的方向运动时, 有可能导致节点携带数据的时间增加, 数据传输时延增大, 如果节点存储空间有限, 还可能影响数据传输的成功率;

(3) 当节点距目的节点的距离小于距离阈值 T 时, 选择相遇节点中运动方向更靠近目的节点的节点作为数据分组的下一跳, 将无法保证该相遇节点一定能运动到目的节点的通信范围。

3. DIG 路由协议的改进方案——GRDDT 协议

针对 DIG 路由协议存在的问题, 我们提出一种基于定向数据传输的地理路由协议 GRDDT 协议, 该协议通过优化数据转发机制和利用邻居表, 提高了分组端到端时延和成功率等方面的性能。下面详细介绍我们在 GRDDT 协议中提出的新机制。

1) GRDDT 协议的基本原理

GRDDT 协议的核心是: 当两个节点相遇后, 它们会采用广播的方式交换自己的当前位置和运动方向等信息, 节点收到位置等相关信息后, 记录收到该信息的时刻, 并利用这些信息更新邻居表, 同时进行数据的转发。当节点收到数据分组后, 利用邻居表中节点的位置、运动方向等信息对这些节点的当前位置进行预测。如果邻居表中存在节点仍然在自己的通信范围, 则根据该邻居的运动方向和预测的位置, 选择合适的数据转发给对方; 如果邻居表中没有节点在自己的通信范围, 则当前节点携带数据直到与其他节点相遇。

2) GRDDT 协议的操作

GRDDT 协议操作大致可以分为四个过程: 广播 Hello 信息的过程、位置信息交互过程、数据转发过程和收到数据后的处理过程。下面是节点在每个过程中具体的操作步骤。

(1) 广播 Hello 信息的过程

在此过程中, GRDDT 协议规定网络中每个节点都周期性地在一跳范围内广播 Hello 信息, 该信息中含有节点的网络地址。

ξ 的计算方法^[23]如式 5-43 所示, 有

$$\xi = \tau^n \times \arcsin(r/d) \leq \pi/2 \quad (5-43)$$

式 (5-43) 中, r 为通信半径, d 为数据包到目的节点的距离, n 为一个常量, 且 $n \in (0, 1)$, τ 是一个大于或等于 1 的权重值, 且随着时间的增加而增大, 当一个节点一直无法为当前某数据包找到合适的下一跳时, ξ 会随着时间的增加而增大, 最大值为 $\pi/2$ 。当节点成功找到该数据包的下一跳时, τ 又变为 1。

③ 当前节点 B 到目的节点距离小于给定阈值 T , 首先判断 A 节点是否处在目的节点 D 的通信范围, 如果是, 则转发数据给 A 节点, 否则分别从 A、B 节点当前位置出发做以节点 D 的位置为圆心、通信范围为半径的圆的两条切线, 假设从 A、B 节点出发所做切线形成的角度区间分别为 M_A 、 M_B , 如图 5-18 所示。如节点 B 的运动方向不在区间 M_B 内, 且相遇节点 A 的运动方向在区域 M_A 内, 则转发数据给 A 节点; 如节点 A、B 的运动方向都不在对应的 M_A 、 M_B 内, 此时如果 A 的运动方向更靠近目的节点, 则转发数据给 A, 否则不转发; 如节点 B 的运动方向在区间 M_B 内, 且 A 节点的运动方向不在区间 M_A 内, 则 B 节点不转发数据给 A; 如 A、B 节点的运动方向分别在 M_A 、 M_B 内, 此时如果 A 节点比 B 节点更靠近目的节点, 则转发数据给 A, 否则不转发。

图 5-18 中 B 节点与 A 节点相遇, B 节点到目的地距离小于 T , B 的运动方向在区间 M_B 内, 而 A 的运动方向不在区间 M_A 内, 此时 B 不转发数据给 A 节点。

(4) 收到数据后的处理过程

当节点收到来自应用层的数据分组或者其他节点转发的数据分组时, 就进入数据处理过程。首先利用邻居表中节点的位置信息对这些节点的当前位置进行预测, 判断邻居表中的节点是否仍是自己的邻居, 并进一步判断这些节点是否处于目的节点的通信范围之内。如果通过预测以后发现, 邻居表存在节点且仍在自己的通信范围内, 则当前节点利用数据转发过程中根据不同的阶段所采用的数据转发机制对数据进行相应的处理。通过预测, 邻居表中如有节点不在当前节点通信范围, 则从邻居表删除该节点项, 以减少存储开销。

——→ 运动方向
---→ 半径

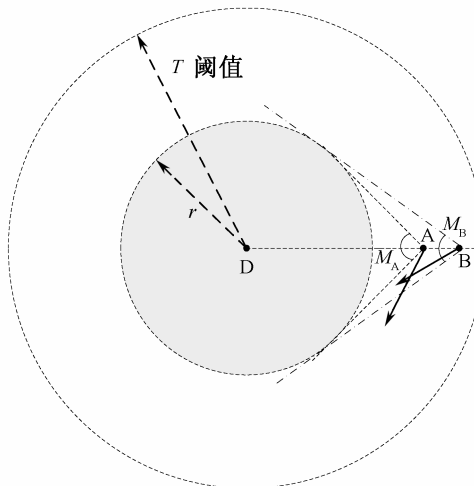


图 5-18 数据转发阶段③示意

3) GRDDT 路由协议的新机制

(1) 数据转发过程优化

在数据转发过程中，当节点到目的节点的距离大于给定的阈值 T 时，如果节点向远离目的节点的方向运动，即节点运动方向不在 $[\theta-\pi/2, \theta+\pi/2]$ 内，此时如果相遇节点的运动方向在区间 $[\theta-\xi, \theta+\xi]$ 内，无论相遇节点是否比当前节点更靠近目的节点，都转发数据给该节点，当节点到目的节点的距离小于阈值 T 时，首先判断相遇节点是否在目的节点的通信范围。如果在，则转发数据，否则进一步判断当前节点和相遇节点分别从当前位置出发，以各自的运动方向是否能进入到目的节点的通信范围，然后让能运动到目的节点通信范围的节点携带数据。

(2) 利用邻居表处理收到的数据分组

当节点收到 Hello 信息后，采用广播的方式交换位置信息，保证了周围的节点能快速利用收到的位置信息更新邻居表，同时记录收到每个信息的时刻，并插入到相应的表项中，以便利用这些信息对邻居表中节点的位置进行预测。当节点收到来自上层或者其他节点转发的数据时，节点利用邻居表对表中节点的当前位置进行预测，并进一步确定当前节点、目的节点和邻居表中的节点三者之间的位置关系，然后根据数据转发过程中采用的数据转发机制从邻居表中选择合适的节点作为下一跳，以避免收到的数据在节点存储空间中长时间等待，而导致时延增加。当节点通过预测机制发现，邻居表中的某个节点的当前位置不在自己的通信范围，则从邻居表删除该节点项，以避免节点使用过期的位置信息而导致数据传输失败，同时也降低了存储开销。

(3) 优化数据分组和位置信息的发送顺序

当节点收到位置信息分组后，先转发相应的数据给对方，最后再广播自己的位置信息。具体过程如图 5-19 所示。

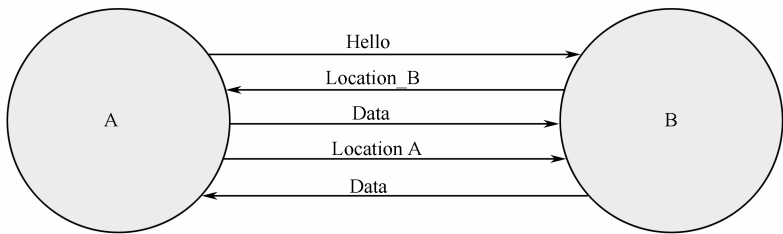


图 5-19 节点相遇后数据交互次序示意

该过程可以分为以下三个操作步骤：

- ① 当节点 B 收到 A 的 Hello 信息后，B 判定与节点 A 相遇，B 广播自己的位置信息。
- ② A 收到 B 的位置信息后，通过相应的数据转发机制，转发数据给 B，全部数据转发完成后广播自己的位置信息给 B。
- ③ B 收到 A 的位置信息后，转发相应的数据给 A，至此 A、B 节点相遇后，数据交互结束。

在此过程 A 先发送自己的数据给 B，最后再广播自己的位置信息，减少了数据在缓存中的等待时间，降低了时延。

4) GRDDT 协议特点分析

选取 DIG 协议作为比较对象，在相同的仿真环境下，当存储空间相同而通信半径不同时，

通信半径越大, GRDDT 协议的成功率越高; 当通信半径相同时, GRDDT 协议的平均时延要低于 DIG 协议; 当存储空间一样时, 通信半径越大, GRDDT 协议的时延越低。由于 GRDDT 协议优化了数据转发机制, 避免了节点携带数据向远离目的节点的方向运动, 同时利用邻居表对节点的位置进行预测, 使得节点能及时发现处在目的节点通信范围的邻居, 并完成转发, 从而减少数据传输跳数。使得 GRDDT 协议在数据传输次数方面的开销要低于 DIG 协议。

5.4.2 基于 DREAM 的低能耗路由协议

DREAM 路由协议周期性发布位置信息开销偏大, 且不适应机会网络中源节点到目的节点路径不持续存在的情况, 为了解决这些问题, 我们在 DREAM 路由协议的基础上提出了 PAPU 路由协议。在介绍 PAPU 协议之前, 先介绍一下 DREAM 路由协议的基本原理及其特点。

1. DREAM 路由协议基本原理

DREAM^[24]路由协议是由 Stefano Basagni 等人提出的, 它是一种定向泛洪路由协议。该协议工作原理遵循以下两个原则:

(1) 周期性地广播地理位置信息, 使得网络中每个节点都能获得其他节点的地理位置信息, 其中地理位置信息的发送周期和转发距离根据源节点的移动速度而定;

(2) 在数据转发过程中, 源节点利用地理位置信息, 计算到目的节点的期望区域的角度, 得出一个扇形区域, 然后把数据转发给位于该扇形区域内所有一跳邻居节点, 这些邻居节点收到数据后也采用相同的机制转发数据, 直到数据到达目的地。

网络中每个节点携带有定位装置, 并且周期性地在全网广播自己的位置信息, 当有节点收到其他节点的位置信息时, 存储该信息到自己的位置信息表中。节点广播位置信息的频率是一个关于当前节点移动速度的函数, 节点移动速度越快, 位置信息的发送频率越高。越靠近目的节点, 对目的节点的位置变化越敏感, 否则相反。DREAM 路由协议在位置信息包中加入了 ages 字段, 该字段表示当前位置信息分组可被转发的最远距离。节点运动速度越慢, 该节点位置信息分组中 ages 字段的值越大, 位置信息分组可被转发的距离越远。

通过上述的位置信息发布机制, 使我们可以大致确定一个节点可能所处的区域。当节点 S 需要发送一个数据分组给节点 R 时, 它只须查找自己的位置信息表来获得节点 R 的位置信息, 基于此信息, 节点 S 选择位于节点 R 方向的邻居节点作为下一跳节点, 然后将数据分组转发给它们。中间节点收到该数据分组后, 也采用相同方式转发数据, 直到数据到达目的节点 R。在此过程中, 节点如何确定一个转发区域是极其重要的, DREAM 协议的转发区域如图 5-20 所示。

节点在计算转发区域时, 首先查找位置信息表来确定目的节点 D 的位置 (X_d, Y_d) , 假设该位置信息是在 t_0 时刻收到的, 而当前是 t_1 时刻, 目的节点在该时刻可能所处的区域是以 D (X_d, Y_d) 为圆心, 以 $R=v(t_1-t_0)$ 为半径的圆, 其中 v 是对 R 节点运动速率的估计值。然后从 S 节点出发做上述圆的两条切线, 两切线所形成区域就是转发区域, 两切线所形成的夹角为 $[\beta-\alpha, \beta+\alpha]$ 。

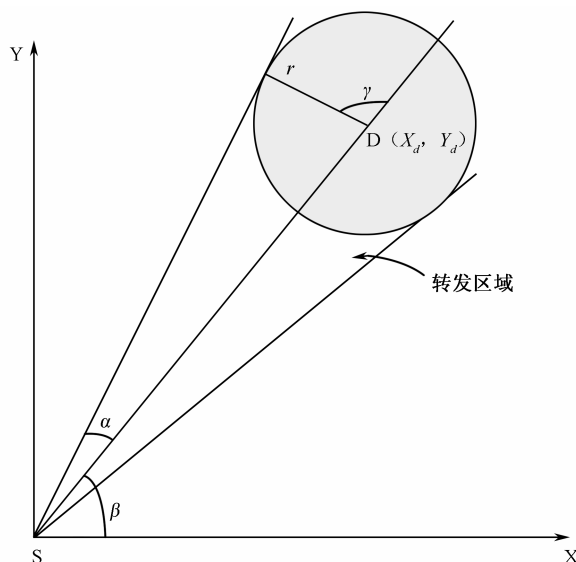


图 5-20 DREAM 协议数据转发区域

因为网络中其他节点无法准确地确定目的节点的移动速度 v ，只是一个估计值，所以在 t_1 时刻无法保证 D 节点一定在所确定的圆形区域内。在 DREAM 协议中，要使 D 节点以不低于 p ($0 < p \leq 1$) 的概率处于所确定的 D 节点期望区域中，关键是如何确定 α 值的大小，由于其他节点对 D 节点在 $[t_0, t_1]$ 时间段移动速度估计方法的不同， α 的计算方法^[23]可以分为两种。

① 如果 D 节点在 $[t_0, t_1]$ 时间段内，最大的运动速率为 v ，那么 D 节点在 t_1 时刻必定在以 D (X_d, Y_d) 为圆心，以 $R = v(t_1 - t_0)$ 为半径的圆内。此时 α 值的大小为

$$\alpha = \arcsin \frac{v(t_1 - t_0)}{x} \quad (5-44)$$

如果节点 D 在这段时间内的移动距离 r 大于 t_0 时刻 S 到 D 之间距离 x ，则 $\alpha = \pi$ 。

② 如果其他节点不知道 D 的运动速率，但可以确定 D 运动速率的概率密度函数 $f(v)$ ，则假设可以找到一个特殊变量 $\bar{\alpha}$ ，使得在区间 $[\beta - \bar{\alpha}, \beta + \bar{\alpha}]$ 内找到 D 的概率不小于 p ($0 \leq p \leq 1$)，由于 $x/\sin \alpha = x/\sin(\gamma - \alpha)$ ，当 $\gamma - \alpha = \pi/2$ ， $\gamma = x \sin \alpha$ 时，有关 $\bar{\alpha}$ 的计算式如下：

$$\begin{aligned} P(r \leq (t_1 - t_0)v) &= P(x \sin \bar{\alpha} \leq (t_1 - t_0)v) = P\left(v \geq \frac{x \sin \bar{\alpha}}{t_1 - t_0}\right) \\ &= \int_{\frac{x \sin \bar{\alpha}}{t_1 - t_0}}^{\infty} f(v) dv \geq p \end{aligned} \quad (5-45)$$

计算出上述的积分后就可以得到 α 的值了。

2. DREAM 路由协议存在的问题

DREAM 协议利用位置信息进行选路，可以保证无环路。采用定向泛洪的方式转发数据，保证了目的节点以较大概率接收到数据，同时周期性广播位置信息也使得开销较大，而且当端到端路径不存在时，该协议的成功率就无法保证了。因为该协议是基于泛洪的思想，所以不适用规模较大的网络，而且如果端到端的路径不存在，该协议的性能就会下降。下面详细介绍如

何解决该问题。

3. DREAM 路由协议的改进方案——RAPU 协议

RAPU 协议是针对 DREAM 路由协议不适用于机会网络以及发布地理位置信息开销较大的问题而提出的改进协议，该协议由节点地理位置信息发布和数据传输两个交替出现的阶段内的操作组成。该协议中节点在发送数据时选取更靠近目的节点的多个邻居作为下一跳，若满足条件的邻居不存在则携带数据直到遇到合适的邻居节点或目的节点，这提高了数据传送成功率，并且设计了一种按需发布地理位置信息的新预测机制，以此减少控制开销。下面详细介绍 PAPU 协议。

1) RAPU 协议的新机制

RAPU 协议使用了一种新的按需启动的地理位置信息发布机制。节点发送的地理位置信息分组中包括的主要内容如表 5-2 所示。

表 5-2 地理位置信息分组主要内容表

内容	说明
Source	产生该分组的节点的唯一标识
Next_hop	转发该分组的节点的唯一标识
T	Source 节点产生该分组的时刻
(X, Y)	T 时刻 Source 节点的位置
(V_x, V_y)	T 时刻 Source 节点的运动速度

当需要利用 Source 节点的地理位置信息时，可以通过式 (5-46) 计算出 Source 节点的当前位置。

$$\begin{aligned} X_p &= X + (T_c - T) \times V_x \\ Y_p &= Y + (T_c - T) \times V_y \end{aligned} \quad (5-46)$$

式 (5-46) 中， T_c 为当前时刻， X_p 、 Y_p 为在 T_c 时刻通过预测计算出来的 Source 节点所处的位置。

初始化时，节点在全网范围内广播自己的地理位置信息，并保存该地理位置信息，此后节点利用保存的地理位置信息周期性地对自己的位置进行预测，预测方法如式 (5-46)，当预测值和自己真实位置的误差值大于门限值 (Acceptable Error Range, AER)^[25] 时，节点就重新广播自己的地理位置信息，并重新保存地理位置信息。

当节点收到新的地理位置信息分组后，具体处理方法如下：

① 利用地理位置信息分组更新地理位置信息表和邻居表，并通过地理位置信息表查找到转发节点的地理位置信息，如果没有转发节点的地理位置信息，则直接转发该分组。如果有，则执行操作②。

② 当前节点通过转发节点地理位置信息计算出转发节点的当前位置，并把以转发节点当前位置为中心的通信范围划分为 6 个等大小的扇形区域，如图 5-21 所示，从而确保处在同一扇形区域的节点都在彼此的通信范围内。然后当前节点确定自己所在的扇形区域，并通过邻居表计算是否有邻居的当前位置和自己处在同一扇形区域。如果没有，则当前节点转发该分组，

否则从这些邻居中找出当前位置最靠近本扇形区域弧形边界中心的节点，如果该节点比当前节点更靠近弧形边界的中心，则当前节点丢弃该分组，否则转发该分组。

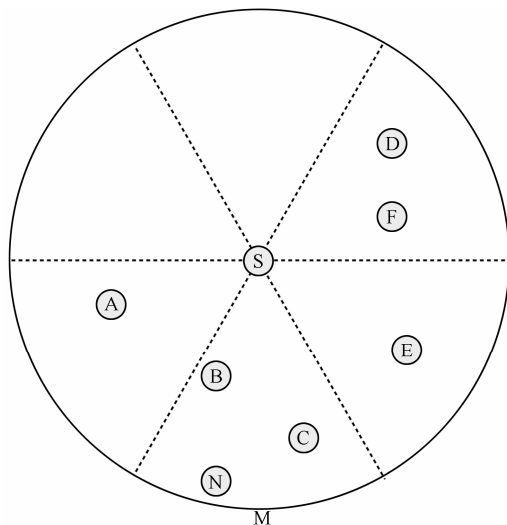


图 5-21 地理位置信息转发示意

当前节点 B 收到节点 S 转发的地理位置信息分组后，通过地理位置信息表计算出和自己处在同一扇形区域的节点 N 更靠近弧形边界的中心 M 点，节点 B 就丢弃该分组，不再转发。

由于无法保证每个节点都能收其他节点发送的最新的地理位置信息分组，当节点利用过期的地理位置信息时，就会做出错误的判断。因此需要一种机制帮助节点发现并更新地理位置信息表中过期的地理位置信息。为此，我们提出了节点监听分组传输的新机制。

如图 5-21 所示，当节点 A 收到节点 i (i 表示所有区域内除 A 以外的某个节点) 发送的分组时，A 节点就可以确定节点 i 进入了通信范围，并通过地理位置信息表中 i 的地理位置信息计算出自己到 i 节点的距离，如果距离大于 $R+AER$ (其中 R 为通信距离)，A 节点就可以判定存储的关于节点 i 的地理位置信息是过期的，然后 A 节点就向 i 节点发送一个请求， i 节点收到请求后，利用最近一次因触发 AER 门限值转发地理位置信息分组而保存的地理位置信息创建地理位置信息分组，并广播。当前节点收到 i 节点发的地理位置信息分组后，更新地理位置信息表和邻居表。

2) RAPU 协议的主要操作

PAPU 协议的运行主要包括两个阶段，各阶段的操作具体步骤如下：

(1) 地理位置信息发布阶段

此阶段包括三个步骤，具体如下：

① 初始化时，每个节点都在全网范围内广播自己的地理位置信息，并且保存已发送的内容，以便此后采用预测机制按需地发送地理位置信息。

② 当节点收到其他节点的地理位置信息后，更新自己的地理位置信息表和邻居表，然后根据自己所处的位置判断是否转发该地理位置信息分组。

③ 在网络运行期间，节点通过监听分组的传输，更新陈旧的地理位置信息。

(2) 数据传输阶段

当节点的网络层收到其他节点转发来的数据分组时，处理过程如下：

① 判断当前节点是否是该数据分组的目的地。如果是，则向高层转发，然后结束；否则继续。

② 查找缓存队列，判断该数据分组是否存在。如果存在，则丢弃后结束；否则继续。

③ 从地理位置信息表中查找目的节点的地理位置信息，如果有则继续；否则保存数据分组到缓存队列，然后结束查找。

④ 利用地理位置信息表更新邻居表，判断数据分组的目的地是否是自己的邻居。如果是，则发送数据分组到目的地，结束；否则继续。

⑤ 从比当前节点更靠近目的节点的邻居中随机地选取至多两个邻居节点作为转发节点，向它们转发数据分组，然后结束。如果不存在这样的邻居节点，则保存数据分组到缓存队列，结束。

具体流程如图 5-22 所示。如果是本节点应用层产生的数据到达网络层，则从步骤③开始执行。

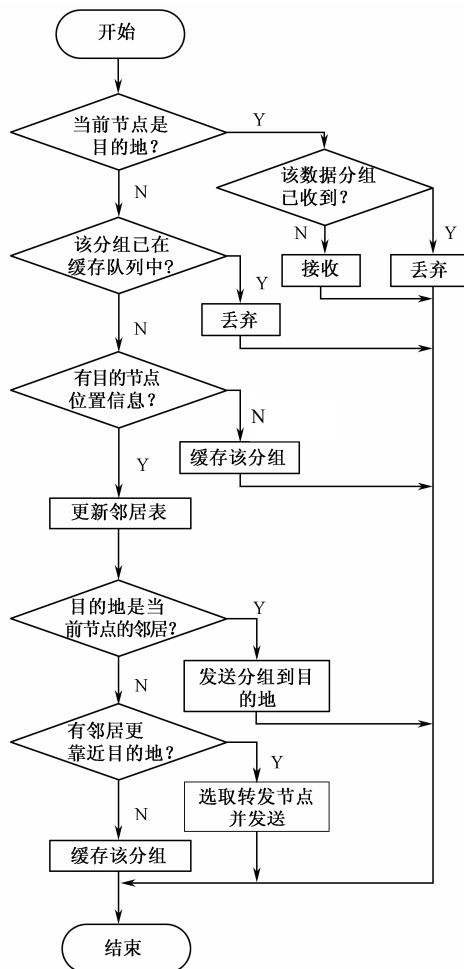


图 5-22 数据传输阶段接收数据处理流程

在接受到的数据处理完成之后,对于节点缓存队列中的数据分组,采用以下处理方法:

节点监听分组传输,当发现有节点进入自己的通信范围时,就发送目的地是该节点的所有数据分组。

节点利用存储的地理位置信息表,每隔 T_d 周期更新邻居表,并从缓存队列中选择以下节点进行数据发送:数据分组的目的地是自己的邻居,或者存在邻居比当前节点更靠近目的地,则随机的选取至多两个邻居作为下一跳。

3) 性能分析

(1) 场景设置

假设网络中共有 n 个节点,网络场景是 $L \times L$ 的矩形区域。节点在运动前会随机选取一个目的地,然后节点匀速直线向目的地运动。节点采用全向天线,各方向的无线增益和传播介质都相同。由于节点随机选取目的地,所以节点从出发地到目的地的距离 x 服从均匀分布,距离 x 的概率密度函数为

$$f(x) = \begin{cases} 1/(\sqrt{2L} - 0), & 0 \leq x \leq \sqrt{2L} \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (5-47)$$

则距离 x 的数学期望为

$$E(x) = \int_0^{\sqrt{2L}} f(x) dx = \frac{\sqrt{2L}}{2} \quad (5-48)$$

因为网络中每个节点都是独立自主地运动,所以当有节点产生的地理位置信息分组要发送时,网络中其他节点无论是否处于该发送节点所在连通域,都是相互独立的。我们假定处于该连通域的概率 p 为 0.5。网络中其他节点处于发送节点所在连通域的个数 N_1 服从二项分布 $N_1 \sim B(n-1, 0.5)$, 分布规律如下:

$$p(N_1 = K) = C_{n-1}^K p^K q^{n-1-K} = C_{n-1}^K \left(\frac{1}{2}\right)^{n-1} \quad (5-49)$$

式 (5-50) 中, $q=1-p, k=0,1,2, \dots, n-1$ 。其中 N_1 的数学期望为

$$E(N_1) = (n-1)p = \frac{n-1}{2} \quad (5-50)$$

因此发送节点所在的整个连通域内总的节点个数 N_2 的数学期望为

$$E(N_2) = E(N_1 + 1) = E(N_1) + 1 = \frac{n+1}{2} \quad (5-51)$$

(2) 地理位置信息的发布开销比较

关于不同的地理位置信息发布机制对地理位置信息开销的影响,我们给出以下引理。

引理: 在相同的网络条件下, RAPU 协议的地理位置信息发布开销小于 DREAM 协议的地理位置信息发布开销。

证明:

① DREAM 协议的地理位置信息发布开销。

假设节点以速度 V 向目的地运动,运动过程中对应于速度 V 的地理位置信息发送周期为 T ,节点从出发地运动到目的地产生的地理位置信息分组的次数 m 为

$$m = \frac{\bar{X}}{V} \times \frac{1}{T} = \frac{E(X)}{VT} = \frac{\sqrt{2}L}{2VT} \quad (5-52)$$

当有节点产生地理位置信息分组并且要发送时, 和它处在同一连通域内的节点总个数为 N_2 , 假设连通域内每个节点到发送节点的距离都不超过地理位置信息分组的最大转发距离。由于每个节点对相同的地理位置信息只转发一次, 所以连通域内的节点对该地理位置信息分组的发送次数为 N_2 次。一个节点从出发地运动到目的地, 该节点产生的地理位置信息分组被发送的总次数 M_1 为

$$M_1 = m \times \bar{N}_2 = m \times E(N_2) = \frac{m(n+1)}{2} \quad (5-53)$$

② RAPU 协议的地理位置信息发布开销。

由于节点从出发地到目的地是做匀速直线运动, 当节点重新选定目的地, 在向目的地运动的整个过程中, 节点最多只会触发一次 AER 门限值, 并产生一次地理位置信息分组, 保存该地理位置信息。

当节点 A 触发门限值, 生成地理位置信息分组且要发送时, A 节点所处连通域总的节点个数为 N_2 , 那么不在该连通域也收不到 A 节点的地理位置信息分组的节点的个数为 $n-N_2$ 个, 在 A 节点再次触发门限值之前, 最多有 $n-N_2$ 节点与 A 节点相遇并向 A 发请求, 那么由于这些节点发请求使得 A 节点的地理位置信息分组再次被发送的次数最多为 $2(n-N_2)$ 次。

在 RAPU 协议中, 当 A 节点产生地理位置信息分组要发送时, 并不是 A 节点的所有邻居都参与地理位置信息分组的转发, 因此 A 节点所在连通域的节点对 A 节点的地理位置信息分组的发送次数最少为 2 次时, 所有节点都处在 A 节点通信范围的同一个扇形区域。当发送次数最多为 N_2 次时, N_2 个节点中的每个节点都发送 A 的地理位置信息分组。所以一个节点从出发地运动到目的地的过程中, 网络中所有节点对该节点产生的地理位置信息分组的发送次数 M_2 为

$$\begin{aligned} M_2 &= \frac{(1+1) + \bar{N}_2}{2} + \frac{0 + 2(n - \bar{N}_2)}{2} = \frac{2 + E(N_2)}{2} + n - E(N_2) \\ &= n + 1 - \frac{E(N_2)}{2} = n + 1 - \frac{n+1}{4} \\ &= \frac{3}{4}(n+1) \end{aligned} \quad (5-54)$$

(3) 两种协议的地理位置信息发布开销比较

$$M_1 - M_2 = \frac{m(n+1)}{2} - \frac{3(n+1)}{4} = \frac{(2m-3)(n+1)}{4} \quad (5-55)$$

因此, 当 $m \geq 2$ 时, $M_1 > M_2$, 即当节点在一次运动中从出发地运动到目的地所需时间不小于两倍的地理位置信息发送周期 T 时, RAPU 协议的地理位置信息开销小于 DREAM 协议。通常情况下, 节点的出发地到目的地的距离大于在 $2T$ 时间内节点运动的距离, 因此式 (5-31) 成立。证毕。

4) 协议关键参数设置

(1) AER 门限值

AER 门限值表示位置的预测值和真实值之间允许的最大误差, 它影响地理位置信息的准确性和位置信息分组的发送次数。我们分析: 如果预测值和真实值的误差大于节点通信半径

R , 那么即使节点运动到预测位置也无法和目的节点通信。因此, RAPU 协议将 AER 门限值设置为

$$AER=R \quad (5-56)$$

(2) 自身位置预测周期 T_L

节点需要周期性地检测自己的预测位置和真实位置的误差值是否大于 AER。AER 和节点相对运动速度 V 决定了从节点改变运动速度到触发 AER 所需的时间。因此设置 T_L 如下:

$$T_L = \frac{AER}{V} \quad (5-57)$$

(3) 邻居表更新周期 T_d

节点需要利用地理位置信息表周期性地更新邻居表, 然后从缓存队列选择合适的数据分组发给邻居。该周期值的设定与节点的通信范围和运动速度相关, 设定 T_d 的值如下:

$$T_d = \frac{R}{V} \quad (5-58)$$

5.5 机会网络路由协议的应用

机会网络主要应用于缺乏通信基础设施、网络环境恶劣以及应对紧急突发事件的场合, 由于机会网络能够处理网络分裂等已有无线网络技术难以解决的问题并能满足恶劣条件下的网络通信需要, 因此在军事和民用无线通信领域具有重要的应用价值, 相应的一些机会网络路由协议在这些领域也得到了广泛的应用。以下是机会网络路由协议的几个具体实际应用。

1. 在野生动物监控方面的应用

ZebraNet 是一个由普林斯顿大学设计, 用来追踪非洲草原斑马的机会网络系统。该系统由安装在斑马脖子上的低功耗传感器和移动基站组成。传感器收集斑马的迁徙数据, 并与相遇的斑马传感器交换数据, 研究人员定期开车携带移动基站穿越追踪区域收集数据。因此针对这种情况, 需要一些特殊的路由协议。目前在 ZebraNet 中主要考虑两种路由协议, 一种是基于泛洪的路由协议 (比如 Epidemic), 另一种是基于历史记录的路由协议 (比如 PROPHET)。

在基于泛洪的路由协议中, 如果节点大范围移动并且遇到了其他一些节点, 在足够的时间下, 节点传送的数据会以比较高的成功率到达基站。在 ZebraNet 中, 移动基站并不需要接触所有的节点, 只需要接触其中的一部分节点即可, 因此我们可以通过确定一些与其他节点具有较高的接触率的节点, 然后让基站与这些点接触, 这样我们就可以收集大量完整的数据信息。尽管基于泛洪的路由协议能够保证数据以较高的成功率达到基站, 但付出的代价是要求 ZebraNet 中的节点具有较高的带宽、存储能力和足够的能量。

在基于历史记录的路由协议中, ZebraNet 根据节点过去将数据成功传送给基站的历史记录给节点分配等级。节点的等级越高, 这个节点就越有可能将数据成功转发给基站。每个节点记录自己目前的等级, 节点每一次遇到邻居节点, 它会请求查询周围邻居节点的等级, 然后将数据传送给等级最高的邻居节点。当邻居节点遇到基站, 就将数据传送给基站。如果节点在一个周期内没有遇到基站, 则节点的等级会自动减 1。在起始阶段, 所有节点的等级都是零。通

过以上可知,数据能否成功传送给基站依赖于基站和节点的移动性。如果网络改变比较频繁,则数据成功传送给基站的可能性较低。

2. 在手持设备组网方面的应用

随着手机、PDA 和掌上电脑等手持移动设备的普及,通过人们的相遇机会形成了一个袖珍型交换网络,这就是机会网络的实际应用。HagghProject 从 2006 年 1 月开始,为期 4 年,由欧盟委员会资助,致力于为自治 / 机会网络通信提供解决方案。在此项目中,工作人员正在研究包交换网络 (Pocket Switched Network, PSN)^[26],即由人随身携带的手持设备形成的机会网络,每个设备节点既可以通过人们相遇带来的局部通信机会、也可以通过 Wi-Fi 或 GPRS (General Packet Radio Service) 等接入 Internet 的全局连接转发数据。在这种基于移动设施的路由协议中,移动设施作为数据收集器在网络中按照任意或预先设计好的路线运动,收集与它们相遇的节点的数据,实现信息传递。考虑到应用场景的相关性,可以考虑使用两种典型的机会网络路由协议: Ferry^[27]路由协议和 DataMULEs (Data Mobile Ubiquitous LAN Extensions)^[28]路由协议。

3. 在城乡网络模型中的应用

在现实生活中,乡村散布在城市周围,且城市的人口分布比农村人口分布更密集,翁斌斌^[29]提出一种机会网络中基于城乡模型的 Ferry 路由协议。中心城市拥有一个中心 Ferry,每个乡村有一个区域 Ferry。中心 Ferry 负责传输中心区域的区内信息,以及中继各类区间信息。区域 Ferry 负责传输小区域内信息,及中继各类区间信息。将 Direct Ferry (DF, 通过调度 Ferry 的物理运动来实现 Ferry 间直接相遇通信) 协议和 RN (相邻区域间使用普通节点来中继区间信息的算法为协议) 协议应用在此城乡模型。Direct Ferry (DF) 协议通过调整区域 Ferry 的物理运动,使得中心 Ferry 和各区域 Ferry 之间在某个特定点处相遇并通信,从而中继各类区间信息,实现区域间的通信。

参考文献

- [1] 熊永平, 孙利民, 牛建伟, 刘 燕. 机会网络[J]. 软件学报, 2009, 20(1): 125~126.
- [2] 谢瑞俊, 李壮志, 李腾杰. 机会网络路由协议综述[J]. 中国科技论文在线, 2010, 23(2): 2~3.
- [3] 任智, 黄勇, 陈前斌. 机会网络路由协议[J]. 计算机应用, 2010, 30(3): 723~724.
- [4] 任智, 黄勇, 陈前斌. 机会网络路由协议[J]. 计算机应用, 2010, 30(3): 724~725.
- [5] H. C. Huang, C. Lank, Z. Tsaic. A survey of opportunistic networks[C]. Proceeding of the 22nd International Conference on Advanced Information Networking and Applications, Mar. 2008: 1672~1677.
- [6] A. Vahdat, D. Beckef. Epidemic Routing for Partially-connected Ad Hoc Networks[R]. Technical Report CS-200006, Duke University, Apr. 2000.
- [7] M. Nekovee. Epidemic Algorithm for Reliable and Efficient Information Dissemination in Vehicular[J]. Intelligent Transport Systems, 2009, 3(2): 104~110.

- [8] <http://www.w3.org/TR/2004/REC-rdf-schema-20040210/> [EB/OL]. 2004-02-10.
- [9] L. J. Chen, C. H. Yu, T. Sun. A Hybrid Routing Approach for Opportunistic Networks[C]. Proceedings of the 2006 SIGCOMM Workshop on Challenged Networks Pisa ACM Press, 2006: 213~220.
- [10] T. Spyropoulos, K. Psounis, C. S. Raghavendra. Spray and Wait: An Efficient Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks[C]. Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM Workshop on Delay-tolerant Networking Philadelphia, 2005: 252~259.
- [11] 徐亮. 能量敏感的散发等待路由研究[D]. 安徽大学, 硕士学位论文, 安徽, 2010: 34~35.
- [12] 任智, 黄勇, 陈前斌. 基于分组索引增量交换的机会网络高效低时延路由协议[J]. 计算机学报, 2010, 33(9): 1634~1642.
- [13] 任智, 黄勇, 曹建玲, 祖力. 基于邻居信息交换的机会网络低时延路由协议[J]. 华中科技大学学报, 自然科学版, 2011, 39(2): 94~97.
- [14] 任智, 刘智虎, 姚玉坤, 陈前斌. 基于网络编码的机会网络高效路由协议[J]. 通信学报, 2013, 34(9): 16~23.
- [15] M. kim, M. Medard, V. Aggarwal, et al. Evolutionary Approaches To Minimizing Network Coding Resources[C]. Proceedings of 26th IEEE International Conference on Computer Communications, 2007: 1991~1999.
- [16] Z. Ren, J. Zhang, J. B. Li, H. J. Lei. An Effective Hybrid Routing Algorithm for Opportunistic Networks[C]. Proceedings of 2012 2nd IEEE International Conference on Cloud Computing and Intelligence Systems, 2012: 715~719.
- [17] 任智, 刘艳伟, 陈红, 李季碧, 陈前斌. 基于自适应矢量压缩的机会网络高效低时延路由协议[J]. 系统工程与电子技术, 2014, 36(2): 368~375.
- [18] 白云, 孟克其劳. 无线传感器网络基于测距的节点定位协议研究[J]. 科学技术与工程, 2010. 12, 10(34): 723~728.
- [19] R. Madan, S. Cui, S. Lal. A Goldsmith Cross-layer Design for Lifetime Maximization in Interference-limited Wireless Sensor Networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, Nov. 2006, 5(11): 3142~3152.
- [20] 黄福君. 一种基于地理位置信息的 Ad Hoc 路由协议 E-LAR 研究[D]. 中南大学, 硕士学位论文, 长沙, 2009.
- [21] 黄超. 移动 Ad Hoc 网络中栅格位置路由的仿真实现[D]. 西安电子科技大学, 硕士学位论文, 西安, 2007.
- [22] B. Karp, H. T. Kung. GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks[C]. Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, 2000: 243~254.
- [23] Z. Li, H. Y. Shen. A Direction Based Geographic Routing Scheme for Intermittently Connected Mobile Networks[C]. Proceedings of the 8th International Conference on Embedded and Ubiquitous Computing, 2008: 359~365.
- [24] S. Basagni, I. Chlamtac, V. R. Syrotiuk, B. A. Woodward. A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility (DREAM)[C]. Proceedings of the 4th Annual ACM/IEEE

- International Conference on Mobile Computing and Networking, 1998: 76~84.
- [25] Q. J. Chen, S. S. Kanhere, M. Hassan, K. C. Lan. Adaptive Position Update in Geographic Routing[C]. Proceedings of the 6th International Conference on Communications, 2006: 4046~4051.
- [26] H. Pan, A. Chaintreau, J. Scott, R. Gass, J. Crowcroft, C. Diot. Pocket Switched Networks and Human Mobility in Conference Environments[J]. Proceedings of the 2005 ACM SIGCOMM Workshop on Delay-Tolerant Networking, 2005: 244~251.
- [27] W. Zhao, M. Ammar, E. Zegura. A Message Ferrying Approach for Data Delivery in Sparse Mobile Ad Hoc Networks[C]. Proceedings of the 5th ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing, 2004: 187~198.
- [28] S. Jain, R. C. Shah, W. Brunette, et al. Exploiting Mobility for Energy Efficient Data Collection in Wireless Sensor Networks[J]. Mobile Networks and Applications, 2006, 11(13): 327~339.
- [29] 翁斌斌. 机会网络中信息摆渡路由协议研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2012.
- [30] A. Lindgren, A. Doria, O. Schelen. Probabilistic Routing in Intermittently Connected Networks[C]. SIGMOBILE Mobile Computing Communications Review, Jul. 2003: 626~630.

第 6 章

其他无线自组织网络路由协议及其应用



除了移动 Ad Hoc 网络、无线传感器网络、无线 Mesh 网络和机会网络，还有一些其他类型的无线自组织网络，如车载 Ad Hoc 网络、认知无线 Ad Hoc 网络、多跳卫星网络、水声传感器网络和无线体域网络等，本章主要对这些网络中的路由协议进行介绍和分析，并介绍相关路由协议在实际生活中的应用。

6.1 车载 Ad Hoc 网络路由协议

车载 Ad Hoc 网络是目前 MANET 最具前途的应用领域之一，由于车载 Ad Hoc 网络中所有节点地位平等、自组织、无须事先布置网络设施或中心控制节点，而且网络节点高速移动会导致网络拓扑动态变化等，作为其关键组成部分之一的路由技术在很大程度上决定了整个车载 Ad Hoc 网络的性能，路由协议成为车载自组网中的重大挑战之一。

6.1.1 典型的车载 Ad Hoc 网络路由协议

目前，在车载自组网中使用的路由协议大致可以分为 3 类：基于拓扑的路由协议、基于位置的路由协议和基于集群的路由协议。

1. 基于拓扑的车载 Ad Hoc 网络路由协议

基于拓扑的 Ad Hoc 网络路由协议大部分是在移动 Ad Hoc 网络中提出，因为车载 Ad Hoc 网络是一种特殊的移动自组织网络，所以在研究之初，人们很自然地将移动 Ad Hoc 网络的基于拓扑的路由协议用于车载网络环境。然而研究表明，车载网络高度动态的网络拓扑使移动 Ad Hoc 的路由协议难以适应。例如，在车载网络中使用 AODV 时，由于不能快速发现和维持长距离路由，消息会被大量丢弃，导致网络吞吐量很低。因此需要对移动 Ad Hoc 网络中基于拓扑的路由协议进行一定的修改，才能应用在车载 Ad Hoc 网络场景中。

PAODV (Prior AODV) 协议^[1]是对 AODV 协议的改进, 然后应用在车载 Ad Hoc 网络中。PAODV 通过基于距离限制邻居节点数的方法来限制路由数量以减小控制负载。基于距离将某个节点的邻居节点划分成两类: 优先邻居节点和负载邻居节点。优先邻居节点位于门限距离和传输范围之间 (优先区域); 负载邻居节点位于门限距离之内 (负载区域)。当一个节点要向目的节点传输数据但没有到目的节点的路由时, 它首先等待一段时间来寻找其邻居节点, 然后, 广播 RREQ 分组给其优先邻居节点。PAODV 协议减少了路由负载和带宽消耗, 和 AODV 相比, 它改善了控制负载并且使得路由更加稳定。

ROMSGP (Receive on Most Stable Group-Path) 协议^[2]可以看作是对 DSR 路由协议的改进, 并应用在车载 Ad Hoc 网络中, 其思想是根据汽车的速度方向将车辆分组, 这种分组方式保证同一分组中的车辆是一起运动的。同一分组中的车辆间的路由表现出很高的稳定性。

上述路由协议基于节点间的拓扑关系来维护路由信息。但由于车载 Ad Hoc 网络节点高速移动, 节点之间的拓扑关系变化频繁, 路由信息有效期非常短, 需要频繁的发起路由发现或者路由维护的过程, 所以基于拓扑结构的路由协议在 VANET 中性能不佳。

2. 基于位置的车载 Ad Hoc 网络路由协议

基于位置的路由协议并不需要路由表或存储路径, 每个节点仅需要获知邻居节点和目的节点的位置信息来决定下一跳节点, 这一类路由协议能更好地适应网络大小和拓扑结构的变化, 因此在车载网络中主要使用的是基于位置信息的路由协议。

基于位置的路由协议一般需要有三类信息: 每个节点自己的位置信息, 该信息可以通过 GPS 设备获得; 目的节点的位置信息, 可以通过位置服务获得; 邻居节点的位置信息, 可以通过邻居节点之间互发信标消息交换各自的位置信息获得。下面介绍几个适用于车载 Ad Hoc 网络的基于位置的路由协议。

1) SAGF 协议

SAGF (Spatial Aware Geographic Forwarding) 协议^{[3][4]}是面向城市场景的 Ad Hoc 网络路由协议。

(1) 基本思想

基于位置信息的路由协议在一定环境因素的影响下会做出错误的转发决定, SAGF 协议的基本思想是将空间环境信息与地理位置信息相结合做出正确的路由决定。该协议不仅能够根据地理位置信息进行无状态的路由, 还能够主动避免因为空间环境因素造成的路由失败。

(2) 基本操作

SAGF 协议的操作包括两个部分: 源节点路由和贪婪转发策略。其中源节点路由是指源节点根据自身和目的节点的地理位置, 在相应的空间模型上计算出一个最短路径, 以此作为后续数据包转发的路径。在这个预先选好的路径上采用贪婪转发策略, 保证了整个协议的可扩展性和灵活性。如果在进行贪婪转发的阶段遇到路由漏洞, SAGF 协议将根据失败节点和目的节点的地理位置重新计算最短路径并继续进行贪婪转发; 如果仍然无法转发则发生丢包。

(3) 特点分析

SAGF 协议是针对城市场景中的移动车载 Ad Hoc 网络提出的。SAGF 协议最大的优点是使用空间模型与地理位置信息相结合的策略来确定路由, 该种策略的运用使得 SAGF 协议更能适应城市场景中的车载 Ad Hoc 网络。

2) GPCR 协议

(1) 基本思想

GPCR (Greedy Perimeter Coordinator Routing) 协议^[5]是一种由 GPSR 发展而来的适用于城市场景的车载路由通信协议。GPCR 路由协议的基本思想是利用道路拓扑是平坦图的优势,直接转发数据包,而不需要电子地图的协助。

(2) 基本操作

GPCR 协议的基本操作包括两个部分:受限制的贪婪转发策略和路由失败恢复策略。在受限的贪婪转发阶段优先选取道路交叉口处的节点转发数据包,交叉口节点是数据包转发方向的决策者。当陷入局部最优时,进入路由失败恢复策略,交叉口节点利用右手法则决定数据包转发方向。GPCR 使用一个低负载先应式的探测机制来判断备选路段的车辆密度,选择连通性好的路段转发数据包。

(3) 特点分析

GPCR 路由协议由于采用受限的贪婪转发机制来选择下一跳车辆节点,并且在路由恢复阶段采用右手法则,因此具有较高的消息交付率。但 GPCR 存在三个缺陷:交叉口节点的判断算法增加网络开销;协议过度依赖于交叉口节点;数据包路由经过的交叉口节点集合冗余。

3) GSR 协议

(1) 基本思想

GSR (Geographic Source Routing) 协议^[6]的基本思想是将地理位置路由和来自街道地图的拓扑信息相结合,来寻找到达目的节点的最短路由。GSR 协议通过被动式位置服务获得目的节点的地理位置信息。在计算电子地图上源节点到目的节点的最短路径时,使用了 Dijkstra 算法。

(2) 特点分析

GSR 协议的优点是它能利用城市的电子地图很好地处理由城市中二维环境所造成的无线通讯障碍和网络拓扑结构上的漏洞;另外,它在相应的最短路径上的路由协议采用贪婪转发策略,可以充分保持路由协议的扩展性和灵活性。尽管如此,GSR 协议仍然存在一定的局限性,Dijkstra 算法得到的路径是完全基于地理位置信息的,而没有考虑到这些路径上交通密度的情况。如果相应路径上的交通密度比较高,那么相应的贪婪转发成功率就比较高,发生路由漏洞的频率则比较低;反之亦然。

4) A-STAR 协议

A-STAR (Anchor-based Street and Traffic-Aware Routing) 协议^[7]是一种能够感知交通流量信息的用于城市场景下的车载 Ad Hoc 网络路由协议。

(1) 基本思想

A-STAR 协议的基本思想就是将交通流量信息与城市地形信息结合起来的锚点路径的选择,从而达到同时感知交通流量和城市地形的目的。

(2) 特点分析

A-STAR 协议相比于 GSR 和 GPSR 协议有两方面优点。一方面,它引入了交通感知的方法,通过分析统计额定图(统计每个街道上车辆的总数来找出路径上最大的连接数)或是动态额定图(动态检测最新交通条件来识别最好的路径),从中挑选出具有高连接率的报文转发最优路径。另一方面,A-STAR 协议提出了一个本地路由恢复算法,该方法在城市环境下更优于 GSR

的贪婪方法和 GPSR 的周边转发算法。通过利用交通感知, A-STAR 协议有更好的性能, 与 GSR 协议相比, 在相同的场景下利用 A-STAR 协议能够多传送 40% 的报文。

5) GyTAR 协议

(1) 基本思想

GyTAR(Improved Greedy Traffic Aware Routing)协议^[8]是在 A-STAR 协议的基础上提出的。其基本思想是采用与 A-STAR 协议相同的主要功能模块, 但是对于不同的功能模块采用不同的实现方法。

(2) 基本操作

GyTAR 协议的操作包括两个主要部分: 锚点路径的选择和锚点路径上的报文转发。

① 锚点路径选择。在锚点路径的选择上, GyTAR 协议采用了动态的选择策略。GyTAR 协议并不是像 A-STAR 协议那样在数据包转发之前将所有的锚点都先确定下来, 而是根据实时的交通密度和距离目的节点的远近来确定一个锚点, 当数据包到达这个锚点之后再动态选择下一个锚点。这种动态的策略提高了选择锚点路径的效率, 并且增加了协议的实时性, 使得外界的交通密度信息能够及时地被感知, 但是如何获得实时动态的交通密度信息仍然在探索中。

② 锚点路径上的报文转发。GyTAR 协议中锚点路径上的转发策略采用了改进的基于地理位置信息的贪婪转发策略, 它综合考虑了汽车节点的运动速度和方向, 使得协议的数据包成功转发率有所提高。改进后的策略将邻居节点的地理位置信息和运动速度方向信息都存放在邻居表里。当节点收到一个数据包, 它将根据邻居表里的信息预测邻居节点的实时地理位置, 然后根据贪婪原则选择适合的下一跳转发节点。这种将汽车节点的速度和方向信息都记录下来的方法非常适合汽车 Ad Hoc 网络的高移动性。当贪婪转发策略发生失败的时候, GyTAR 协议采用了一种比较简单路由恢复策略: 发生路由失败的节点将携带数据包, 直至遇到合适的下一跳转发节点或者到达锚点处并等待下一个锚点的选择。在城市场景的复杂地形中这种简单的路由恢复策略可以降低路由失败所带来的开销。

(3) 特点分析

与 A-STAR 协议相比, GyTAR 协议更适合城市环境下汽车 Ad Hoc 网络的路由需求; 但是 GyTAR 协议本身仍然不能主动地去感知城市环境中的交通密度和网络的连通性, 必须通过外界的实时交通信息才能做出相应的判断, 因此限制了协议的实际应用范围。

3. 基于集群的车载 Ad Hoc 网络路由协议

在基于集群的路由协议中, 为了提高可扩展性, 可以通过集群节点生成一个虚拟网络体系结构。每个集群都有群首节点, 它的功能是管理集群内和集群间的信息处理等。集群内节点交流是通过直接链路, 而集群间节点交流是通过群首。一个虚拟网络体系结构的产生对于媒体访问协议、路由协议以及安全基础设施的可扩展性起到至关重要的作用。稳定的集群节点是产生体系结构的关键。

1) COIN 协议

Blum 等人提出了一个车辆间网络集群协议 COIN (Clustering for Open IVC Networks)^[9]。与经典的集群方法不同, 在 COIN 协议中, 群首节点的选择不是基于 ID 或相对移动性, 而是基于车辆的动态性和驾驶员的驾驶意向。此外这个协议也提供了车辆之间距离的特性。结果显示, 在 VANET 中 COIN 通过引入少量额外负载而使集群拥有更稳定的结构。COIN 协议可以将平

均集群寿命延长至少 192%，并且至少减小 46% 的集群成员变动数量。

2) LORA_CBF 协议

LORA_CBF (Location Routing Algorithm with Cluster-Based Flooding) 协议^[10]是一种基于集群泛洪的位置路由协议，即在 VANET 中使用基于集群的泛洪方法。在 LORA_CBF 协议中，每个节点都可以成为群首、网关和集群成员。每一个集群有一个群首。如果一个节点连接一个以上集群，那么它被称为网关。群首维护了它的成员和网关的信息。通过类似于贪婪算法的协议，报文从源端被转发到目的地。如果目的地不可达，源节点将发送位置请求 (LREQ) 报文。这个过程类似于 AODV 的路由发现过程，但是仅仅有群首和网关会发送 LREQ 和 LREP (位置答复) 消息。LORA_CBF、AODV 和 DSR 都在城市和高速公路的交通场景下测试过。模拟结果证明 LORA_CBF 与 AODV 和 DSR 相比具有更稳定的集群结构，受网络的移动性和规模影响更小。

6.1.2 车载 Ad Hoc 网络路由协议的应用

近年来，由于我国经济的飞速增长，人民的收入不断提高，汽车的拥有量大幅提升，随之而来的交通问题也越来越严重。基于 Ad Hoc 网络的车载通信能有效地提高城市交通效率和安全性，在实现道路信息化、驾驶智能化方面有广阔发展前景。车载 Ad Hoc 网络能与卫星、路侧基础设施、计算机和 GPS 等模块相互协作，在交通告示预警、道路优化使用以及共享交通信息及服务等方面得到广泛的应用。

车载 Ad Hoc 网络路由协议是影响车载网络系统性能的重要因素。根据不同的车载场景选用不同的路由协议可以实现网络性能的最优化。

在城市交通中，车辆行驶速度较慢，但是车辆非常密集，路由情况相对比较复杂。GPSR 路由协议无须保存路由状态，丢弃了许多无用的信息，路由开销极少，能够快速建立起到达目的地的路由。因此在车辆节点多，路况复杂的城市交通场景中应该采用 GPSR 路由协议。

在高速公路中，网络拓扑结构相对比城市简单，车辆移动速度快，车辆的聚合程度与所处路段有较大的关系，有些路段车辆比较紧密，有些路段比较稀疏。在车流紧密的路段，由于车辆多并且高速运动，致使网络变化剧烈，节点路由传输断裂的概率增大，网络性能差，因此在此场景下仍然可以采用 GPSR 路由协议。在车流稀疏的路段，车辆节点较少，网络结构简单且变化较慢，GPSR 协议与 AODV 协议的网络性能相差不大。但是 GPSR 协议需要借助 GPS 等服务信息，在实现方面较为复杂，同时 GPSR 协议存在“最佳主机”的缺陷，抵御突发状况能力低。因此，在高速、车辆节点稀疏的场景中，可以考虑采用 AODV 路由协议来提升网络性能。

VANET 的基于位置路由协议在城市环境下面临很大的挑战。一般情况下，由于车辆趋向于集中在某些地区，而使得车辆分布不均匀，并且它们的移动性也受道路样式的限制，另外很多障碍物导致 VANET 经常处于断开状态，从而使得消息无法接收。基于位置的街道和交通感知路由 A-STAR 用于解决城市环境产生的节点通信问题。

基于集群的路由协议对于大型网络有很好的扩展性。但是对于快速改变的 VANET 系统有一个比较大的缺点，即在形成和维护这些集群时将增加延时和开销。

6.2 认知无线 Ad Hoc 网络路由协议及其应用

认知无线 Ad Hoc 网络是一种分布式的多跳网络,它将认知无线电技术应用到 Ad Hoc 网络中,此网络中主用户 (Primary User, PU) 及次用户 (Secondary User, SU) 共存。PU 对频谱使用具有高的优先级, SU 装备感知周围环境的设备,选择当前的空闲频谱作为可用频谱,进而提高频谱利用率。每个次用户用于数据通信使用的可用频谱列表 (即 SOP) 是随着主用户的使用情况不断发生变化的。因此,如何在不影响主用户正常通信的前提下,保证源节点发送数据能通过一条高效路由传递到目的节点是认知 Ad Hoc 网络研究的关键问题。

认知网络中的路由协议设计面临的新问题有以下几点。

① 频谱的动态性: 节点可用的频谱资源处在动态变化中,当前可用的频谱资源一段时间后可能失效,带来了链接的间歇性问题。

② 频谱的差异性: 认知网络中不同节点的可用信道集合之间存在差异性,在一定程度上限制了路由协议的设计。

③ 频谱的多样性: 认知节点在一定时间内可能检测到多个可用的信道资源,节点可以选择不同的信道与邻居节点之间进行数据通信。

由于认知无线 Ad Hoc 网络中存在以上问题,传统路由协议不能适用于认知无线 Ad Hoc 网络。现有的认知无线网络路由策略主要是在现有无线 Ad Hoc 多信道路由的基础上,针对认知网络自身特点进行修改使其符合认知网络的要求而形成的。

6.2.1 典型的认知无线 Ad Hoc 网络路由协议

目前,认知无线 Ad Hoc 网络路由协议大致可以分为 5 类: 基于多信道的路由协议; 基于吞吐量的认知路由协议; 基于最优化公式的路由协议; 基于图论的认知路由协议; 基于树分配的路由协议。

1. 基于多信道的路由协议

在认知无线 Ad Hoc 网络中,单信道技术在节点数目及通信负载增加时,系统将出现明显的系统容量受限,系统性能下降等诸多问题,为了提高系统的容量及性能,采用多信道技术几乎是一种必然选择。多信道技术具有系统容量大、延迟小、便于提供新服务等优势。下面介绍两种典型的多信道路由协议。

1) CA-AODV 协议

(1) 基本原理

CA-AODV (Congestion Adaptive and AODV) 协议^{[11][12]}采用“ K 跳独立”的信道选择机制,即路由中的节点从自己的可用信道列表中选择一个与自己的 K 跳邻居不同的信道。

(2) 主要步骤

CA-ADOV 协议的主要路由过程可以分为路由发现和路由应答两个部分。

① 路由发现。源节点广播一个路由请求消息 RREQ，该消息除了带有路由的必要信息外，还带有节点所用信道的索引号。如果源节点还没有被分配信道，它就随机的从可用信道集合中选择一个信道。任何收到该 RREQ 消息的节点都更新它的下一跳表项，每个表项都既包含路由，也包含到目前为止被该节点在路径上的 K 跳邻居所占用的信道。如果该节点没有被分配信道，则更新自己的可用信道序列，并标记该路径上的前面 K 个（或者更小，如果路径没有 K 跳长）节点所占用的信道为不可用。然后该节点随机地从可用信道列表里选择一个信道。如果一个节点没有一个到目的节点的有效路由，就把自己的信道索引号和上游邻居的信道索引号添加到 RREQ 消息中，并且重新广播该 RREQ 消息。

② 路由应答。接收到 RREQ 消息后，目的节点或一个拥有到目的节点的有效路由的节点将会单播一个 RREP 给源节点。路由上的节点收到 RREP 分组后，更新它的下一跳表项，并选择同前 K 跳节点都不同的信道。路由建立后，路径上的每个节点都应该有一个信道，并同它在同一路径上的 K 跳邻居所不同。

图 6-1 所示为一个两跳独立的信道选择示意。图中的节点所选择的信道与其两跳之内的邻居都不相同，这样在通信的过程中就可以避免发生信道冲突。

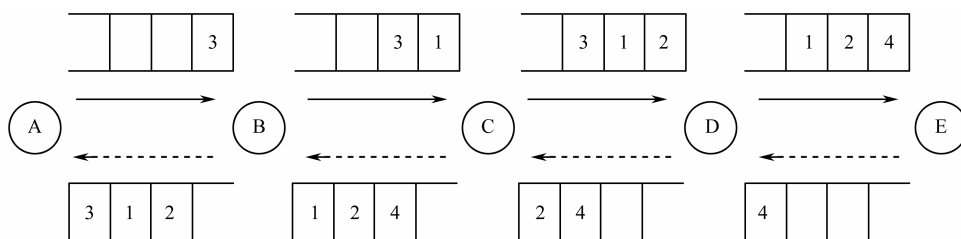


图 6-1 两跳独立的信道选择示意

(3) 特点分析

CA-AODV 协议在进行路由转发之前需要为每个节点预先分配信道，选择一个与自己的 K 跳邻居不同的信道，然后再利用 RREQ 和 RREP 分组携带信道信息，这样使得协议在转发分组的时候，通信量和计算量大大降低，并减少了存储开销。

2) DSDV-MC 协议

DSDV-MC (Destination-Sequenced Distance-Vector for Multi-Channe) 协议^[13]是预先分配一个信道的路由协议，是对现有路由协议的多信道扩展，它将多信道分配与路由过程相结合。

(1) 基本原理

DSDV-MC 的基本思想是在不改变原有 MAC 协议的基础上，将网络层划分为控制面和数据面。其中控制信道用来发送路由更新消息，更新消息中携带信道信息；而数据信道用来发送数据。

(2) 基本步骤

DSDV-MC 基本步骤如下。

① 信道分配初始化：在这一阶段中，DSDV-MC 协议要求每个节点都向其当前的邻居广播自身的路由表项，路由表项包括目的地址、到达目的地址的跳数以及其当前所处信道的索引号

和上游邻居的信道索引号等信息。当一个新的节点加入到网络时，该节点会收到邻居节点发来的路由信息，根据这些路由信息，节点会基于邻居节点干扰最小的原则选择一个信道作为其传输数据的信道。

DSDV-MC 的信道选择分配过程是基于对邻居节点干扰最小的原则进行的，其信道选择可以用如图 6-2 所示的流程表示。

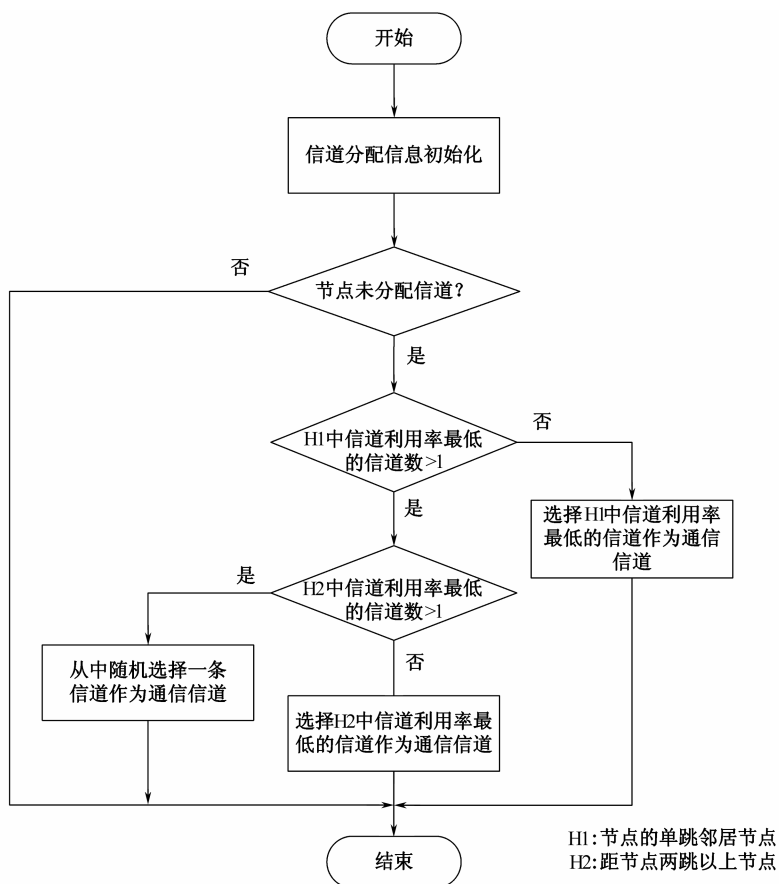


图 6-2 DSDV-MC 路由协议信道选择分配流程

在完成信道分配之后，利用 DSDV 分组（也就是路由分组）携带信道信息，把自己的信道索引号和上游邻居的信道索引号添加到路由表项中，进行信息传播和路由选择及更新。

② 信道切换：在 DSDV-MC 协议中，当一个节点试图给某一目的节点发送数据时，它会查询自身的路由表，然后将当前自己的信道切换至目的节点所处的信道，如果目的节点不在一跳范围内，它会根据路由表将信道切换至其下一跳节点所处的信道。当到达目的节点的路由不可用时，节点会将要发送的数据缓存起来。

(3) 特点分析

DSDV-MC 路由协议最主要的贡献就是提供了通过路由包收集网络中信道信息的方法，并且提出了一种针对性的信道分配策略，而且由于协议中的控制信道并不是作为协商信道来使用，控制信道也不会成为其性能瓶颈。

2. 基于吞吐量的认知路由协议概述

在频谱认知路由协议 SPEAR (SpEctrum-Aware Routing protocol)^[14]中, 它通过通信链路维护与频谱信道分配结合最优化, 实现系统的吞吐量最优化。该协议采用一种稳定有效的信道分配机制和路由协议相结合, 协议的实现基于两点: 信道分配和多跳路由的路由发现。为保证在异构网络的频谱中通信的稳定性, SPEAR 路由协议将传统的按需反应式路由协议的路由发现过程与频谱感知过程相结合。通过仿真及测试, 该研究证明 SPEAR 路由协议可以在不同的频谱状态下完成信道分配及路由建立, 并且保证最佳的吞吐量表现及端到端的发包率。SPEAR 路由协议在通信连接建立及解除过程中效率很高, 并且在多信道且信道有高可用率时能有效保证通信的稳定性。

SEARCH (SpEctrum Aware Routing protocol for Cognitive ad-Hoc networks) 协议^[15]是一个适合移动 SU 认知网络的路由协议, 该路由协议是基于地理位置传输的准则, 其路由选择和信道决定的主要标准是避开 PU 的活动区域, 同时还考虑到有大量移动节点的场景。SEARCH 协议找出源节点到目的节点的多条路径, 然后在目的节点合并成一个集合, 并从这个集合中找出跳数最少的路由。

3. 基于最优化公式的路由协议概述

Hou 等人^[16]主要研究多跳认知 Ad Hoc 网络中的频谱共享技术。他们提出了混合非线性综合编程公式 MILP (Mixed Integer Linear Programming) 以确保网络中频谱利用率最大, 或者说确保系统为完成通信所使用的频带宽度最小。该公式考虑多跳无线网络中的各项主要因素, 以实现综合考虑。文献[17]也提到了数学编程在频谱利用中的作用, 为实现最大吞吐量以及协调次用户的通信提出了混合线性编程 HiMILP (Mixed Integer Linear, Programming), 该研究的主要目标是在相同干扰、相同系统容量前提下, 最大化源节点到目的节点的通信对数。作者在研究中对小到中型的网络直接用该公式进行路由建立和信道分配。

在认知无线 Ad Hoc 网络中设计发现最小权重的路由策略^[18], 在研究中, 作者将整个通信实现系统分为操作系统和通信系统并进行了系统级的分析设计。在该路由策略中, 选择的中间节点必须使得经过该节点的路由通信权重最小。该路由协议的路由发现过程类似于链路状态路由协议。该路由协议的路由发现过程不考虑主用户对认知用户的干扰, 但是, 该过程在邻居节点发现过程阶段的路由判定中会被考虑。该研究很好地提出了基于多接口的信道系统模型。该协议在实际中的效率很大程度上取决于邻节点搜索过程及其刷新频率, 但是路由协议本身没有定义路由维护和路由重定向的工作, 并未实现对主用户活动的自适应调节, 这也是该协议的一大缺陷。该协议的另外一个缺陷是仅仅依赖于功率值的权重计算方式并不足以完全满足多跳认知 Ad Hoc 网络的需求。

4. 基于图论的认知路由协议概述

在认知 Ad Hoc 网络中基于图论的路由协议研究可以分为两部分: 第一部分是将问题进行图的抽象化; 第二部分是路由计算。图的抽象化阶段是指将物理的拓扑位置虚拟为逻辑意义上的图。这个步骤的输出是图论中的公式 $G = (N, V, f(V))$, N 为网络中的节点数, V 是节点之间的连接数, $f(V)$ 是在图中进行权重计算的算法函数。路由计算过程主要是定义、选择图中连接源节点到目的节点的路径。

Xin 等人^[19]提出了静态多跳认知 Ad Hoc 网络中信道分配及路由综合选择架构。在该研究中,主用户的动态频谱特性被假设为较低的活跃程度,因此,可用频谱资源对于此用户来说可以认为是静态的。作者针对的主要是只配备了一个单独的半双工认知收发设备,该收发信机可以在 M 条信道之间来回切换,该 M 条信道即次用户的可用信道资源。该论文提出的架构是基于分层图模型,即每条可用信道对应图中的一层,每个认知用户在分层图中用一个节点 A 表示,与之对应的可用信道则表示为 A_1, A_2, \dots, A_M 。分层图模型可以看作一个通用模型,该模型可以与很多不同的路由策略相结合。进一步的分层图路由研究可以针对不同的侧重点考虑不同的路由参数需求。分层图模型在静态认知 Ad Hoc 网络中是非常有用的,因为它可以有效地实现信道分配与路由选择的结合。但是从劣势方面看,文献中提出的基于路径的路由策略会需要整个网络进行系统范围内的信令传递以实现分层图构建。

5. 基于树分配的认知路由协议概述

传统的基于树的路由协议主要在单跳无线系统如 IEEE802.11a 或者 IEEE802.11b 中,而在多跳 Ad Hoc 网络中使用较少。Zhang 等人^[20]针对多跳 Ad Hoc 网络提出了一种有效的路由协议,叫作 CTBR (Cognitive Tree-based Routing) 路由协议。该路由协议对现有的基于树的路由协议进行了改进以处理多跳环境中的路由问题。为了使用认知环境,他们提出了一种新的认知相关的链接机制以提高连接质量,并且针对路由计算过程提出了全局和本地的判决机制,全局判决过程是选择最好的系统级端到端机制,本地判决是挑选路由协议负载权重最小节点。

Bai 等人^[21]提出了一种基于频谱树的反应式路由协议 STOD-RP (Spectrum-Tree base On-Demand Routing Protocol),该协议通过频谱树简化了频谱判决和路由选择过程,使得这两个过程的合作更加有效。该路由协议结合了基于树的先验式路由过程及反应式路由发现过程。另外,他们针对认知用户的 QoS 需求和主用户的活动概率也提出了相应的路由策略。

6.2.2 认知无线 Ad Hoc 网络路由协议的应用

认知无线 Ad Hoc 网络根据授权用户 (PU) 在授权频段上的活动方式可以将其划分为:静态的、动态的以及机会性的三种不同类型网络^[22]。因为没有通用的路由协议,所以可以根据划分的不同类型的网络来选择最合适的路由协议。这里授权用户 (PU) 的活动频率主要是指平均授权信道的可用时间或者授权用户的到达率。

1. 适合运用于静态的网络的路由协议

当 PU 很少有活动,即 PU 的到达率很低,也就是说 PU 的授权频谱的空闲时间很长,最小单位以小时来计算。那么 SU 处在这样的网络中时,经典的静态的无线网络路由协议能适用于这种网络,例如 AODV 协议等。在这种网络中,认知节点认为可用的频谱被称为“永久可用”的资源。

2. 适合运用于动态的网络的路由协议

当 PU 的活动频率很高,那么 PU 的授权频段的平均空闲时间,可以用秒来量化,而 SU 在这样的时间段内是无法完成一次完整的端到端传输的,即为一次通信建立一条完整的路由

是不可能的, 计算端到端的路由不现实。在这样的网络中节点每发送一个包, 节点所处的无线频谱环境都会发生变化。PU 的频谱空闲时间非常短。所以, 当路径计算好时, 频谱已经不可用。而现有的方法是只能将每个包都发送到可用的信道上面去。此时我们可以选用 SPEAR 路由协议。

3. 适合运用于机会性的网络的路由协议

PU 的活动频率处在以上两者之间, 那么每次 PU 的授权频段的时间, 可用分钟来衡量, 在这样的场景中, 空闲 PU 的授权频段能被 SU 感知到, 但是授权频段间隙的可用性, 严重影响了 SU 的服务。存在的主要问题是路由的稳定性和交换控制信息; 路由的稳定性主要受 PU 的活动影响。控制信息的传递主要是频谱状态和路由数据信息的交换。此时我们可以选择 SEARCH 路由协议。

6.3 多跳卫星网络的路由协议及其应用

卫星网络是由一系列卫星构成的网络, 这些卫星具有相似类型、相似互补轨道和功能, 为了同一种用途, 在相同的控制下运行。与地面通信网络相比, 卫星网络具有网络拓扑快速变化、链路频繁切换、传输时延较长、路由有效时间短、高误码率等特点。

路由协议的设计是构建卫星通信网络的一个关键部分, 由于卫星网络具有的一些特点使其不同于传统的地面固定网络以及地面无线网络, 因此, 一些比较成熟的地面网络路由技术不能在卫星网络中简单应用, 而是需要根据卫星网络具有的特性提出新的路由技术。一般情况下, 满足卫星网络特征的路由技术应具有以下属性: 能够适应快速变化的卫星网络拓扑; 抗毁性; 高效性; 能够较好地处理业务流量变化。

6.3.1 多跳卫星网络中的典型路由协议

卫星网络是绕地卫星通过 ISL 链接组成的网络。卫星网络中主要存在三种卫星链路: 同轨道面上相邻卫星间的通信链路 ISL, 不同轨道间通信链路 IOL (Inter-Orbit Links) 和卫星与地面网关或移动用户之间的数据链路 UDL (Universal Data Links)。卫星网络中的路由可以分为 ISL 网络路由和边界路由, 如图 6-3 所示。边界路由解决了卫星网络与地面网络之间的融合问题。一般情况下卫星网络中的路由都是指 ISL 网络路由。

依据不同层次卫星网络所采用的路由的不同, 把卫星网络中的路由技术分为 LEO 单层卫星网络路由、LEO/MEO 两层卫星网络路由和 LEO/MEO/GEO 多层卫星网络路由协议。

1. 单层卫星网络路由协议

单层卫星网络的路由技术研究起步较早, 根据实现机制的不同, 单层卫星网络路由可分为三类: 时间虚拟化路由、空间虚拟化路由和动态路由。时间虚拟化路由 (即虚拟拓扑路由) 利用卫星拓扑的周期性, 将卫星系统周期离散化, 每个离散的时间片内卫星拓扑视为固定; 空间虚拟化路由 (即虚拟节点路由) 将地球表面覆盖域按照经纬度划分成不同的区域, 并给各个区

域赋予不同的固定的逻辑地址，每个地址绑定一颗离它最近的 LEO 卫星；动态路由不限制拓扑结构特性。

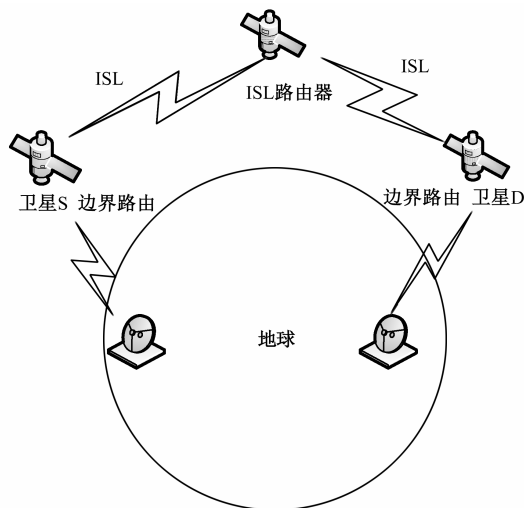


图 6-3 卫星网络中的路由示意

1) FSA 协议

FSA (Finite State Automation routing) 协议^[23]是一种以网络拓扑结构和网络流量为依据，从链路分配的角度来解决路由问题的 LEO 卫星网络路由协议。在 FSA 路由协议中，LEO 卫星运行周期被平均分成若干个间隔，每个间隔称为一个“状态”，整个卫星网络被视为有限状态自动化控制。每个状态中，LEO 卫星网络具有固定的拓扑结构。

(1) 基本原理

该协议把卫星网络系统周期等分为 n 个时间间隔，相应的卫星网络拓扑结构称为一个“状态”。将卫星网络的动态拓扑结构模型转化为一个有限状态自动机 FSA，卫星网络的路由问题转化为在有限状态自动机中对固定网络拓扑进行链路分配最优化的问题。设 Z 为最小剩余容量及优化目标是使最小剩余容量最大化，即为

$$\max Z = \min_{i,j} \{C - f_{ij}\} \quad (6-1)$$

式中， i, j 是卫星节点； C 是链路容量； f_{ij} 为在链路 (i, j) 上的运行流量。该优化目标主要考虑全局优化，减小全局网络负担，增大剩余容量。

(2) 基本步骤

FSA 协议的基本步骤为：FSA 首先根据实际的拓扑结构建立空间模型；然后通过可见条件和流量约束条件，FSA 协议把链路分配问题转化为混合的整数线性规划问题，采用优化的迭代方法求解，得出一个最优的全局链路分配表，在该表中列出了每种状态下每对卫星节点间的最佳路由；最后在进行实时操作时，通过查询链路分配表得到最佳的路由。

在迭代方法求解最优路径时，采用的参数为 $P = e^{-\frac{\Delta z}{T}}$ ，其中， Δz 是由旧的目标函数值减去新的得到的一个正值， T 是一个控制模拟退火过程的温度参数。若 T 选取较大，将会导致链路分配达到稳定需要的计算次数增多，加大了计算量；若 T 选取较小，虽然减少了计算量，但又会有陷入局部优化的弊端，难以达到全局最优化。同样， T 值减小的速率也影响迭代次

数所带来的计算量和全局最优的平衡。由于计算量较大,故优化路径的计算在地面预先完成。在卫星网络系统运行中,状态转换时更新链路分配表,当接收到数据包时,查询链路分配表实现数据包转发。

(3) 特点分析

FSA 协议的优点在于该协议通过考虑链路最优化提高了网络资源的利用率。缺点包括:

①通过协议选择的路径不一定是最短的;②对 LEO 卫星网络来说,实现链路动态分配具有一定的难度;③协议的计算量太大,对于采用宇航级设备的卫星是一种挑战。

2) DT-DVTR 协议

Werner 等人^[24]提出的 DT-DVTR (Discrete-Time Dynamic Virtual Topology Routing) 协议是基于 ATM 机制的面向连接服务的路由协议,是最早提出的时间虚拟化策略卫星网路由协议。

(1) 基本思想

DT-DVTR 路由协议的基本思想是将持续动态变化的 LEO 卫星网络拓扑进行离散化处理,表示为一组静态拓扑的集合。

(2) 基本步骤

DT-DVTR 路由协议考虑卫星系统运行的周期规律,将卫星网的系统周期等分为 TV 个时间片,每个时间片内协议分为两个阶段执行:虚拟拓扑结构建立 DT-VTS (Discrete-Time Virtual Topology Setup) 阶段和路由选择优化 DT-PSS (Discrete-Time Path Sequence Selection) 阶段。

在 DT-VTS 阶段,DT-DVTR 协议将持续变化的网络拓扑结构进行分割处理,这样在足够小的时间段内,LEO 卫星网络拓扑就可以认为是固定的。持续动态变化的网络拓扑结构就可以由一些静态拓扑结构组成,这些静态拓扑结构周期性重复出现。

在 DT-PSS 阶段,DT-DVTR 通过典型的最短路径算法 DSPA (Dijkstra Shortest Path Algorithm) 实现两个节点间的路由计算。在该协议中,最优路由是由地面预先计算出上传给卫星的,因此卫星只要在时间段的分割点切换到相应的路由表即可。

(3) 特点分析

DT-DVTR 协议的最大贡献在于其最早提出把频繁变化的卫星网络拓扑离散化为一系列静态拓扑的思想。然而协议并没能有效解决链路切换或连接切换引起的重路由问题,这对于提供面向连接服务的卫星网络来说是非常重要的。

3) LZDR 协议

LZDR (Localized Zone Distributed Routing) 协议^[25]是一种面向连接的、基于虚拟节点的 LEO 卫星网络路由协议。T. H. Chan 将极轨卫星模型化为规则的 MSN (Manhattan Street Network),提出了基于局部区域 (Localized Zone) 的分布式路由协议 LZDR。

(1) 基本思想

LZDR 协议并不是简单地根据一个虚拟节点的覆盖范围来划分路由域的,它是将若干个相邻的虚拟节点看作一个整体,这个整体被称作是一个区域 (Zone)。

(2) 基本步骤

通过路由域划分机制,路由计算过程被分为了两种:一种是区域间路由计算;一种是区域内路由计算。

当在不同的区域之间进行路由计算时,LZDR 协议首先在该区域内的所有虚拟节点中选取一个虚拟节点作为该区域的路由控制器,然后采用二进制进行编址,最后按照最小跳算法来确

定不同区域之间的数据分组的传输路径。

在同一区域内进行路由计算时,区域内的各个卫星节点只需要互相交换自己的状态信息,然后通过计算,使用时延最短路径传输数据分组即可。

(3) 特点分析

LZDR 协议通过采用划分路由域的方法降低了寻路过程的网络控制开销。但是,此协议仅仅指出在区域间进行计算路由时,按照最小跳算法来计算路径,并没有详细给出区域边界是怎样划分的,这样就不能保证在区域间计算出的路径是最优的。

2. 多层卫星网络路由协议

多层卫星网络是在双层或多层轨道平面内同时布星,将各层卫星组合而成,利用层间星际链路建立的立体交叉卫星网络。多层卫星网络的路由技术大多是结合多层网络自身特点,将单层卫星网络的路由协议有条件地移植使用,也有较少的提出新的基于多层卫星网络的协议。

1) MLSR 协议

MLSR (Multi-Layered Satellite Routing) 协议^[26]在基于 IP 的多层卫星网络路由协议中最具代表性。

(1) 基本思想

MLSR 协议适用于由 GEO、MEO 和 LEO 卫星组成的三层卫星网络。它的基本思想是在层内和层间的卫星之间引入星间链路,然后依据上层卫星的覆盖域对下层卫星进行分组,实现分层的网络拓扑信息收集,并且在组成员关系发生改变或周期性地由上层卫星为下层卫星计算路由表。

(2) 特点分析

MLSR 协议基于层次路由思想将路由计算负担分给了多颗卫星,降低了网络通信开销。然而,在全网路由更新时,MLSR 协议没有充分发挥地面网关的数据存储和传输作用,加大了网络中卫星的工作负担,缩短了整个卫星网络的使用寿命,同时,MLSR 也缺乏对网络中流量突发变化的适应能力。

2) HQRP 协议

Lee 等人^[27]提出一种新型的多层卫星网络体系结构 SoS (Satellite over Satellite),并设计了对应的分层路由协议 HQRP (Hierarchical QoS Routing protocol)。

(1) 基本思想

SoS 结构包括一个基本的 LEO 卫星和一个或多个轨道更高的卫星,这些卫星组成分层的网络体系结构。在此体系结构基础上,HQRP 协议的基本思想是上层卫星实现对下层卫星路由信息的汇聚并为下层卫星提供路由计算支持,下层卫星按照 QoS 指标要求和节点跳数限制选择最优路径。

(2) 特点分析

HQRP 协议通常用于传输长距离的业务,保证一定的服务质量。但其缺点在于过分强调高层卫星的路由决策功能,引起网络对路由信息更新频率的过分“敏感”,网络稳定性不高,与此同时,这也使得高层卫星负担加重,寿命减短。

3) DRRA 协议

DRRA (Destruction Resistant Routing Algorithm)^[28]是易先清等人提出的基于GEO/MEO星层组网的卫星网抗毁路由协议。

(1) 基本步骤

DRRA 协议的基本步骤可以分为建立静态初始路由表 SORT (Static Original Table) 和建立动态真实路由表 DTTRT (Dynamic True Routing Table) 两大部分。

① 建立静态初始路由表 SORT。为了减少网上冗余信息,路由表计算者 $RTC(X)$ 首先根据卫星网络卫星轨道的可预测特性和卫星运行的周期性,针对每一快照周期 T 内收集的运行状态信息,在系统周期 T 开始时,为整个卫星网络中各路径 $P_s \rightarrow d$ 预先计算针对各快照周期 T_s 的静态初始路由表 SORT,并按信源节点 S 归属分别存储在对应群的各路由表计算者 $RTC(X)$ 中。

② 建立动态真实路由表 DTTRT。在卫星网络实际运行的过程中,在每一快照周期 T_s 开始时或在某事件触发启动路由表更新时,各群的路由表计算者 $RTC(X)$ 分别从静态初始路由表 SORT 中抽取、复制对应群成员的路由信息,再根据其收集到的来自全网各通信节点的当前状态信息,利用信息增量修正 HM 方法,进行增量修正,建立反映卫星网络实际运行状态的基于逻辑群 X' 的动态真实路由表 $DTTRT(X')$,最后通过交换复合,形成整个卫星网络的动态真实路由表 DTTRT。并将 $DTTRT(X')$ 分发至对应群的各成员。

(2) 特点分析

DRRA 协议在充分考虑卫星网络结构的基础上,采用卫星分群管理和群首备份机制,以减少网络中冗余信息的流动和对特定中心节点的依赖;在充分考虑卫星网络运行环境复杂与恶劣的基础上,采用星间链路冗余、星间链路修补方案,以降低网络中星间链路失效或卫星节点失效对整个卫星网络通信性能的影响。

6.3.2 一种改进的高效 LEO 卫星网络路由协议

LAOR (Location-Assisted On-demand Routing) 协议^[29]是一种基于按需思想的 LEO 卫星网络路由协议。我们通过研究发现:在 LAOR 协议中,控制分组存在冗余字段;协议在建立路由时没有充分利用源卫星与目的卫星发送的控制分组信息,导致路由更新的时效性差,不能较好地满足频繁变化的网络拓扑;中间卫星代替目的卫星回复 RREQ 请求分组的条件过于苛刻,导致路径建立时间过长,端到端时延较大。为了解决以上问题,我们提出一种改进的高效 LEO 卫星网络路由协议 EIOR (Efficient Improved On-demand Routing protocol)^[30]。

1. 系统模型

LAOR 协议采用具有星际链路的近极地星座为网络场景,在该星座系统中,每颗卫星节点设有 4 条星际链路,即 2 条轨道间星际链路和 2 条轨道内星际链路。当卫星运行进入极区域后,该卫星的 2 条轨道间星际链路会发生断开,离开极区域后,轨道间星际链路又会建立。

在 LAOR 协议中,卫星网络被抽象看作一个无向图 $G(V, E)$,由于协议假设不存在反向

链路,这样就使得 $G(V, E)$ 类似格状网络,如图 6-4 所示, V 表示卫星节点, E 表示星际链路。 $V=N \times M$, 其中 N 为轨道平面数, M 为每个轨道平面上的卫星数目。每颗卫星都由一个唯一的虚拟坐标 (x, y) 与之对应, 其中 x 表示当前卫星所处的轨道平面, y 表示当前卫星所在该平面的位置, 可知, $x \in [0, N)$, $y \in [0, M)$ 。

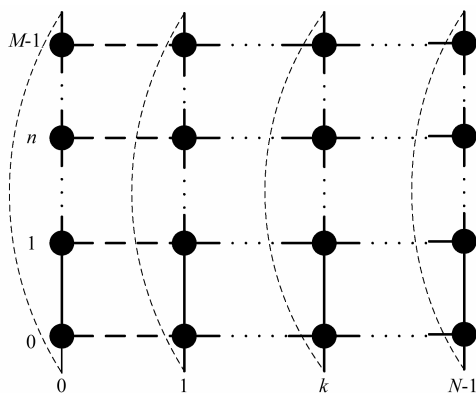


图 6-4 典型极地星座的示意

在原始 LAOR 协议中,认为星际链路的负载在上行、下行两个方向上是不同的。

2. 问题描述

LAOR 协议是一种基于按需思想的 LEO 卫星网络路由协议, LAOR 按需路由协议中存在以下主要问题。

(1) 在一次路径发现过程中,在 LAOR 协议的 RREP 分组中只记录了目的卫星的地址,完成中间卫星和源卫星到目的卫星的路径更新,对于网络拓扑频繁变化的卫星网络,路由更新的实时性较差。

(2) 当 RREQ 分组到达目的卫星后,网络中存在中间卫星,它们不知道目的卫星已经收到该 RREQ 分组,因此会继续广播该 RREQ 分组副本,导致不必要的控制开销。

(3) 中间卫星是可以代替目的卫星回复 RREQ 请求分组的,但协议中设计的代替回复条件过于苛刻,导致部分路径建立时间过长,端到端时延较大。

(4) RREQ 分组长度上存在冗余。

3. EIOR 协议的新机制

(1) 增加路径更新的实效性

在 LAOR 协议中, RREQ 分组到达目的卫星后,目的卫星生成相应的 RREP 分组, RREP 分组记录目的卫星的地址,随后按照原路径返回,在返回的过程中依次完成中间卫星和源卫星到目的卫星的路径更新。而在 EIOR 协议中, RREP 分组除记录目的卫星地址外,还记录其经过的中间卫星地址,完成中间卫星和源卫星到目的卫星的路由更新,以及 RREP 分组后续经过的卫星节点对前面经过卫星节点的路由更新。在一次寻路过程中完成了更多路由的更新,提高了路由表的实效性,以满足卫星拓扑的动态特性。

由于 RREP 分组需要记录经过的中间卫星地址,因此与原始 LAOR 协议相比, EIOR 协议

中的 RREP 分组的长度势必要增加,这将导致控制开销的增加。但通过研究发现,LAOR 协议中的 RREQ 控制分组存在字段 `pkt_src_seqnum`,该字段用于唯一确定一个 RREQ 分组,区分 RREQ 分组生成的先后关系。而 RREQ 分组还存在 `pkt_timestamp` 字段,该字段表示 RREQ 分组的生成时间,该字段也可以唯一确定一个 RREQ 分组,区分 RREQ 分组生成的先后关系,因此 `pkt_src_seqnum` 字段可以认为是冗余字段,这样 RREQ 分组的长度减小。

(2) RREP 分组免疫机制

在 EIOR 协议中,目的卫星收到 RREQ 分组后生成 RREP 分组,此时 RREP 分组记录目的卫星和其上一跳卫星的地址,然后目的卫星一跳范围内广播该 RREP 分组。中间卫星收到 RREP 分组后,查询该 RREP 分组记录最后的卫星地址是否为自己;如果是,则将自己到源卫星的上一跳卫星地址放入 RREP 分组中,继续一跳范围内广播;如果不是,则只记录该 RREP 分组,然后丢弃该 RREP 分组,不再进行转发。中间卫星记录 RREP 分组的表的结构如图 6-5 所示:

src	dst	timestamp
-----	-----	-----------

图 6-5 记录 RREP 分组表的结构

图 6-5 中,src 表示生成 RREP 分组的目的卫星地址,dst 表示生成 RREP 分组的源卫星地址,timestamp 等于该 RREP 分组对应的 RREQ 分组生成的时间。

当中间卫星收到 RREQ 分组,在进行转发该 RREQ 分组前,获取 RREQ 分组中 `pkt_src` 字段,`pkt_dst` 字段和 `pkt_timestamp` 字段的值。`pkt_src` 表示生成 RREQ 分组的源卫星地址,`pkt_dst` 表示 RREQ 分组的目的卫星地址,`pkt_timestamp` 表示 RREQ 分组生成的时间。检查本卫星记录 RREP 分组的表中是否存在同时满足式(6-2)、式(6-3)、式(6-4)的情况,

$$\text{pkt_src} = \text{src} \quad (6-2)$$

$$\text{pkt_dst} = \text{dst} \quad (6-3)$$

$$\text{pkt_timestamp} = \text{timestamp} \quad (6-4)$$

如果存在这个表项,则代表目的卫星已经收到该 RREQ 分组并且已经回复 RREP 分组,中间卫星收到的 RREQ 分组为过期无效的 RREQ 分组,该 RREQ 分组可被丢弃,不再继续广播,这样达到降低控制开销的效果;如果不存在满足表项,则该中间卫星继续广播该 RREQ 分组。

(3) 改进中间卫星代替目的卫星回复请求过程

在 LAOR 协议中,源卫星生成请求分组 RREQ 进行寻路,当源卫星收到目的卫星回复自己的 RREP 分组时,源卫星的该路由表项中 `rt_owner` 字段置 1,此次寻路中 RREP 分组经过的中间卫星的路由表中 `rt_owner` 置 0。`rt_owner` 置 1 表示当前卫星有可能代替目的卫星回复其他卫星的 RREQ 请求分组,所以在 LAOR 协议中,在一次寻路过程中只有源卫星有可能在下次寻路中代替目的卫星回复其他卫星的 RREQ 请求分组。

但研究发现,`rt_owner` 置 1 的条件是路由表中 `rt_path_cost` 和 `rt_path_expiration_time` 为有效值。它们分别代表当前卫星到目的卫星的代价值和路径生存时间。在一次寻路过程中,部分中间卫星可以通过计算,获得到目的卫星的有效 `rt_path_cost` 和 `rt_path_expiration_time` 值。在 EIOR 协议中,卫星记录最近收到的 RREQ 分组,记录 RREQ 分组表的结构如图 6-6 所示。

src	dst	timestamp	cost
-----	-----	-----------	------

图 6-6 记录 RREQ 分组表的结构

图中, src 表示生成 RREQ 分组的源卫星, dst 表示 RREQ 分组的目的卫星, timestamp 表示 RREQ 分组生成的时间, cost 表示源卫星到该中间卫星的代价值。当中间卫星收到目的卫星回复的 RREP 分组时, 获取 RREP 分组中 pkt_src 字段, pkt_dst 字段和 pkt_timestamp 字段的值。pkt_src 表示 RREP 分组的目的卫星地址, pkt_dst 表示 RREP 分组的源卫星地址, pkt_timestamp 表示该 RREP 分组对应的 RREQ 分组生成的时间。如果记录 RREQ 分组的表中存在同时满足式 (6-5)、式 (6-6)、式 (6-7) 的表项:

$$\text{pkt_src} = \text{dst} \quad (6-5)$$

$$\text{pkt_dst} = \text{src} \quad (6-6)$$

$$\text{pkt_timestamp} = \text{timestamp} \quad (6-7)$$

则该卫星到目的卫星 rt_path_cost 和 rt_path_expiration_time 的有效值可以通过式 (6-8) 和式 (6-9) 计算出:

$$\text{rt_path_cost} = \text{pkt_path_cost} - \text{reqt_cost} \quad (6-8)$$

$$\text{rt_path_expiration_time} = \text{pkt_path_expiration_time} \quad (6-9)$$

式中, pkt_path_cost 为源卫星到目的卫星的总代价, reqt_cost 为源卫星到该中间卫星的代价, 此时, 中间卫星 rt_owner 可以置 1, 当前中间卫星在下次寻路中有可能代替目的卫星回复其他卫星的请求分组 RREQ, 这样可以增加中间卫星回复 RREP 的概率, 减小路径建立时间。

4. EIOR 协议的主要步骤

EIOR 协议可以分为源卫星启动形成请求区进程、源卫星广播 RREQ 分组、中间卫星对 RREP 分组的处理以及发送数据四步。

(1) 源卫星启动形成请求区域进程

该过程将路由选择开销保持在最低限度, 具体操作如下:

当卫星与地面终端建立连接, 第一个数据分组到达后, 服务该终端的卫星启动形成请求区域进程, 利用 LEO 卫星网络拓扑的规则性, 尽可能地缩小控制分组的广播区域范围, 达到将网络开销降到最低的目的。该方法的理论基础是, 对于任意一对端卫星, 基于传输延时的最短路径位于由源卫星与目的卫星确定的最小矩形区域内, 称为最小路由请求区域。

(2) 源卫星广播 RREQ 分组进行寻路

中间卫星收到该 RREQ 分组后判断自己是不是目的卫星, 如果是, 则生成 RREP 分组, 一跳范围内广播该 RREP 分组; 如果不是, 中间卫星则判断自己是否有到目的卫星的有效路径。如果有, 中间卫星则代替目的卫星回复 RREP 分组, 一跳范围内广播该 RREP 分组; 如果没有, 中间卫星则查询自己是否存储该 RREQ 分组对应的 RREP 分组, 如果有, 则丢弃该 RREQ 分组; 如果没有, 则记录该 RREQ 分组, 然后向其邻居卫星转发该 RREQ 分组。邻居卫星的虚拟坐标应满足:

$$\bar{x} \geq \bar{x}_c, \text{ 如果 } \bar{x}_{\text{src}} \leq \bar{x}_{\text{dst}}$$

或者

$$\bar{x} < \bar{x}_c, \text{ 如果 } \bar{x}_{\text{src}} > \bar{x}_{\text{dst}}$$

式中, \bar{x}_c 代表中间卫星所处的轨道, \bar{x} 代表下一跳卫星所处的轨道。

(3) 中间卫星对 RREP 分组的更新

RREP 分组在按照原路径返回过程中, 中间卫星收到该 RREP 分组, 更新该中间卫星到 RREP 分组记录的所有卫星的路径, 然后判断自己是否存有对应的 RREQ 分组, 如果有则 rt_owner 置为 1, 没有置为 0。

(4) 源卫星收到 RREP 分组后发送数据

控制分组的转发流程如图 6-7 所示。

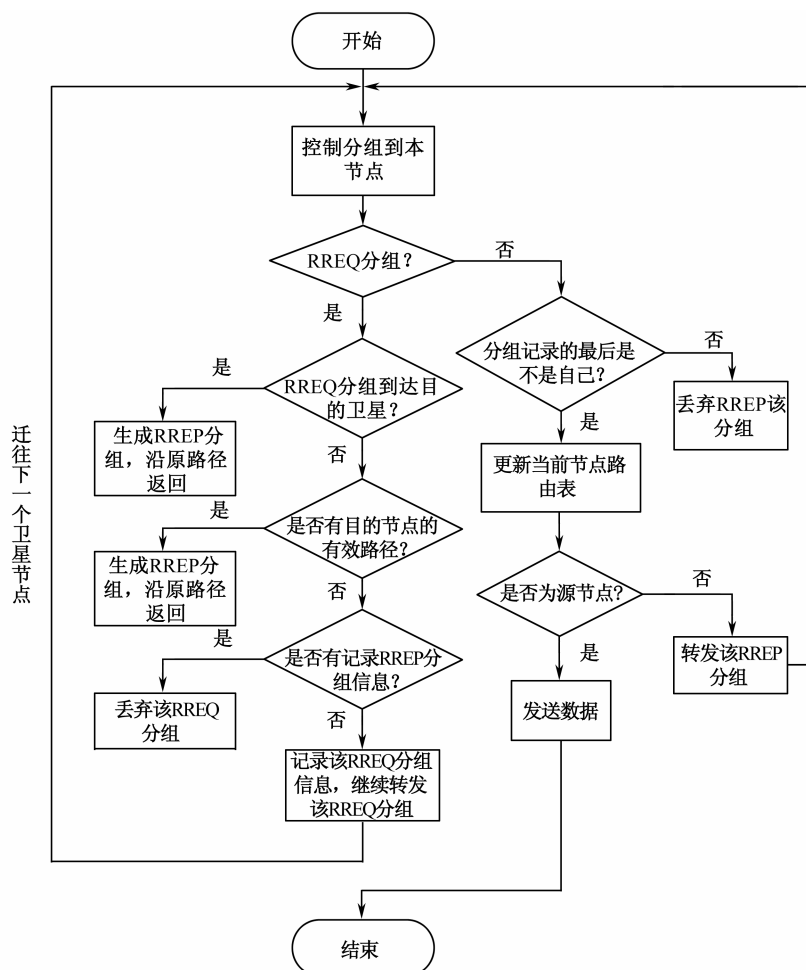


图 6-7 控制分组的转发流程

5. 性能分析

EIOR 协议充分利用源卫星与目的卫星发送的控制分组信息, 在一次寻路中完成更多卫星节点路径更新, 减少寻路的控制开销; 同时, 采用 RREP 分组免疫机制, 收到 RREP 分组的卫星节点, 再次收到对应的 RREQ 分组时, 则丢弃该 RREQ 分组, 减小部分网络控制开销; 增加中间卫星代替目的卫星回复应答的概率, 缩短路径建立时间。

6.3.3 多跳卫星网络路由协议的应用

随着航天航空技术的飞速发展,卫星通信已成为当今世界通信的重要组成部分。要实现卫星有效通信,必须具备稳定有效的网络结构和高效的路由协议,两者在卫星通信技术中处于核心地位。由于卫星网络具有拓扑动态可变、设备维护不便、星上资源受限等固有的特性,因而决定了现有的地面网络路由技术不能直接适用于卫星网络。为了实现卫星网络的高效的通信,必须根据实际情况设计和应用不同的网络路由协议。

随着网络卫星多媒体业务的不段发展和增加,QoS 保障在网络的意义也越来越重要,特别是对于需要长距离传输的业务来说尤为重要,因此基于 QoS 的网络路由协议,例如 HQRp 协议,也被应用在商业通信卫星网络之中。

卫星网络是一种新型无线网络,卫星节点暴露在公共的空间环境中,很容易遭受窃听、伪造、拒绝服务等攻击。当使用卫星进行军事、商业秘密等方面的通信时,卫星网络的安全问题就显得越发重要与必要。目前,当卫星网络涉及安全问题的时候,可以采用 DRRA 路由协议。

6.4 水声传感器网络路由协议

水下传感器网络与陆地无线传感器网络、Ad Hoc 网络有一些相同的特性,如节点数量多、能源有限、存储容量有限和计算能力有限等,但是水下传感器网络还有着与陆地传感器网络、Ad Hoc 网络不同的特性,具体表现在:第一,水下信道具有高时延、时态变化、高衰减、高误码率、多径效应、多普勒频散严重、高度动态变化以及低带宽等特点,被认为是迄今难度最大的无线通信信道;第二,水下节点和网络具有移动性特点;第三,水下节点使用电池供电,更换电池更为困难,并且节点发送信息耗能比接收信息往往大很多倍;第四,由于水下节点价格昂贵,水下网络具有稀疏性的特点。水下传感器网络的这些特点,使得陆地无线传感器网络协议不能直接应用于水下,必须研究适应水下网络特点的新协议。

6.4.1 典型的水声传感器网络路由协议

水声通信网络路由协议负责选择从源节点到汇聚节点(Sink 节点)之间的路由。水声传感器网络的三维移动性和稀疏网的特点是水下路由需要考虑的问题。水声传感器网络路由协议一般可分为主动路由协议、按需路由协议、地理路由协议和深度路由协议 4 种类型。

1. 主动路由协议

主动路由协议是一种由基站周期性广播路由信息包而建立的路由。它具有实现简单、可以有效避免信道拥塞、保证传输质量等优点,但对网络规模的适应性差,节点的频繁移动也会导

致路由维护的开销增大。Xie G 和 Gibson J^[31]介绍了一种利用浮在海面的基站对固定于水下的 2D 节点进行集中的主动路由协议。Melodia T^[32]等对水下 3D 网络中主动路由协议做了研究。

2. 按需路由协议

按需路由是根据网络需要临时建立的路由,因此它更适合于大规模的水下移动网络。Foo K Y 等人^[33]提出一种基于 AODV 的按需路由协议。Yan H 等人^[34]提出一种适用于水面存在多个漂浮基站的、随海流漂移的 3D 网络路由协议。

3. 地理位置路由协议

地理路由协议是利用节点的地理信息而实现的路由。它具有效率较高、代价小等特点,但需要知道节点的位置信息。下面介绍几种典型的水声传感器网络地理位置路由协议。

1) VBF 协议

VBF (Vector-Based Forwarding) 协议^[35]是一个基于节点地理位置的路由协议。在传感器网络中,通常传感器节点的能量限制是一个重要的因素,因为在许多的应用场景中很难或者几乎不可能重新更换电池。在水下传感器网络中,除了要节约能量,设计一种有效的路由协议解决移动的节点也是要求之一。

(1) 基本思路

VBF 路由协议中每个包都承载着简单的路由信息。在数据包中有三个位置域,即源节点位置 OP,目的节点位置 TP 和转发节点位置 FP。为了处理节点的移动性,每个数据包中都含有一个 RANGE 域。当数据包到达目标区域时,这个数据包在 RANGE 域指定的区域内泛洪转发。转发路径由源路由矢量到目的路由矢量确定。每个包含有一个 RADIUS 域,RADIUS 域是传感器节点预先设置好的一个门限阈值,用来决定节点是否足够靠近目的位置来转发包。

一旦收到一个包,节点通过测量到转发节点的距离来计算自己的相对位置。如果一个节点在路由矢量上靠近转发节点(小于预设的距离门限阈值),把本节点的计算位置装入包,然后继续转发此包,否则就销毁(丢弃)包。在这方式下,网络中的所有转发节点都形成路径管道,在管道中的传感器节点能够转发包,否则就不能转发包。

(2) 主要步骤

根据 VBF 协议询问请求类型的不同,协议的具体步骤也有所区别。

① 对于基于位置的询问。如果 Sink 节点对某个区域感兴趣,它发送一个 INTEREST 询问包,包中承载着 Sink 的位置和目标区域的位置。收到包的节点计算自己到目标区域的距离 d 和当前转发节点到目标区域的距离 d_f 。如果 $d \leq d_f$,那么,这个节点更新这个包的 FP 域,并转发这个 INTEREST 包。否则,节点丢弃该包。

② 对于与位置无关的询问。INTEREST 包中的目标区域的位置可以是一个无效的值。节点收到这样的 INTEREST 包之后,首先检查自己是否有 Sink 感兴趣的数据。如果有,则生成数据包,并向 Sink 节点发送;否则,更新 INTEREST 包的 FP 域,继续转发。

图 6-8 为基本 VBF 路由协议示意。 R 为当前转发节点 F 的发射半径,节点 A 为节点 F 的邻居节点。因为源节点不停地移动,基于早先的 INTEREST 包获得的位置已经不再准确,如果不采取一定的措施来纠正源节点的位置错误,那么实际转发路径的目的节点可能会远离 Sink 节点。

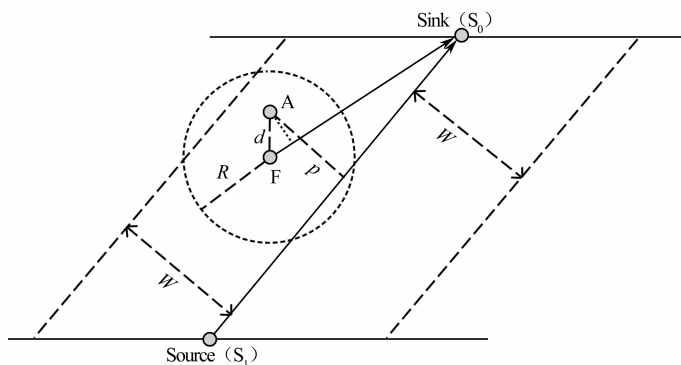


图 6-8 VBF 协议的转发协议

源节点不停地向 Sink 节点发送数据, Sink 节点可以利用数据包中源节点的位置信息来判断源节点是否已经移出目标区域。例如, 如果 Sink 节点根据源节点发送的数据包中的源节点位置坐标 $P_s = (x_s, y_s, z_s)$, 计算自己的位置坐标为 $P_d = (x_d, y_d, z_d)$, 而 Sink 节点的实际位置坐标为 $P = (x, y, z)$, 那么可知源节点的原发射位置应为 $P' = (x_s + x - x_d, y_s + y - y_d, z_s + z - z_d)$ 。通过比较 P_s 与 P' , Sink 节点就可以判断源节点是否移出了目标区域。如果源节点移出了目标区域, Sink 节点向源节点 (位置坐标为 P') 发送停止发送命令。源节点收到命令包后, 停止向 Sink 节点发送信息。同时, Sink 发送新的 NITEREST 询问包, 寻找新的源节点。

(3) 特点分析

在基本的 VBF 路由协议中, 所有满足 $d \leq d_f$ 的节点都可以转发数据包, 协议简单且引入了少量的计算开销。然而, 当传感器节点布放的密度很高时, 就会有太多的节点介入信息转发, 消耗太多的能量。因此把基本 VBF 的转发策略调整为基于节点密度的转发策略。一方面由于网络节点的移动性, 确定整个网络节点的密度相当困难; 另一方面由于声信号的传播速率很低, 在始发端 (源节点和 Sink 节点) 测量网络节点密度也并不合适。

2) 其他基于位置的水声传感器网络路由协议

Carlson E A 等人在文献[36]中提出一种基于位置信息的 AVV 移动网络的路由协议, 它使用 TDMA 帧估计距离形成整个网络的位置拓扑。Jornet J M 等人在文献[37]中提出一种基于跨层设计的节能地理路由协议, 它通过控制发射功率达到节能的目的。Zhou Z 等人在文献[38]中研究了紧急情况下能量最省的多路径路由问题。Yang G 等人在文献[39]中对定向洪泛协议做了改进, 给出了能量最省的最优路径。

4. 基于深度的路由协议

在水声传感器网络中, 数据包最终将由源节点到达水面上的 Sink 节点, 其所经过的转发节点的深度也越来越小。因此, 只需要知道节点的深度信息即可, 不再需要水下三维位置信息。下面介绍几种典型的基于深度的水声传感器网络路由协议。

1) DBR 协议

基于深度的路由协议 (Depth-Based Routing DBR) ^[40] 不需要完整的三维地理信息, 它只需要局部深度信息。

(1) 基本思路

DBR 路由协议是一种贪婪路由协议, 把一个包从源节点传递到目的节点。在这个过程中,

当一个包靠近目的地址时,转发节点的深度将减小。如果在每次转发后,转发节点的深度均减小,一个包就能够被传递到水面 Sink 节点(如果没有空洞区域)。在 DBR 协议中,分布的传感器节点对数据包转发决策是基于本节点的深度和前一个转发节点的深度。这是 DBR 路由协议的核心思想。

(2) 具体步骤

DBR 路由协议的具体步骤分为路由表维护阶段、转发节点集的选择阶段和数据转发阶段三个阶段。

① 路由表维护阶段。DBR 路由协议数据包格式如图 6-9 所示。数据包首部包括三个阈值: Sender ID、Packet Sequence Number 和 Depth。Sender ID 是源节点的标识符; Packet Sequence Number 是源节点给数据包分配的唯一序列号; Sender ID、Packet Sequence 是用来区分不同的数据包; Depth 是当前转发节点的深度,它是在逐跳转发数据包时被更新的。

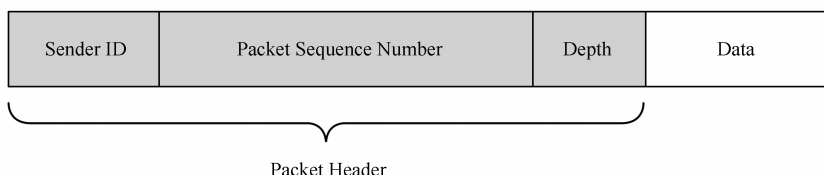


图 6-9 数据包格式

在 DBR 路由协议中,每个节点都维护一个优先级序列 Q_1 和数据包历史缓冲区 Q_2 。 Q_2 中每个条目都是一个唯一的数据包 ID,包括源 ID 号和包序列号。当一个节点成功发送一个数据包,它的唯一 ID 插入到 Q_2 中。当 Q_2 缓存满了,最近最少访问(LRA)的条目将被新的条目代替。也就是说 Q_2 维护当前发送的数据包的历史记录。

② 转发节点集的选择阶段。为了更好地控制转发节点的数量,引进深度阈值 d_{th} 参数。只有当上一跳节点与当前节点的深度差 Δd ($\Delta d = d_p - d_c$) $> d_{th}$ 时,当前节点才具有转发资格。 d_{th} 的取值范围为 $[-R, R)$ 。当 $d_{th}=0$ 时,说明比当前节点深度低的节点都具有转发资格;当 $d_{th}=-R$ 时,相当于全局洪泛协议。 d_{th} 值是数据包成功传递率与网络平均能耗之间的一个权衡,当 d_{th} 值小时,数据包成功传递率高,能耗也大; d_{th} 值大时,数据包成功传递率低,能耗也低。所以需要合理地选择 d_{th} 值,保证数据包成功传递率高,能耗也低,以满足网络需求。图 6-10 为转发节点选择的示意。

在图 6-10 中,节点 S 是发送节点, n_1, n_2, n_3 都是一跳邻居节点。实线圆表示节点 S 的传输范围。当节点 S 广播数据包时,所有的邻居节点将收到这个数据包。节点 n_3 深度比 S 低, n_3 丢弃这个数据包。虽然节点 n_1 和 n_2 都符合转发条件,但节点 n_1 优先转发数据包。如果节点 n_2 在自己的预定时间之前收到来自节点 n_1 的数据包,那么节点 n_2 就不能再转发这个数据包了。

③ 数据转发阶段。当某个节点接收到数据包时,它首先根据上一跳节点和当前节点的深度信息与深度阈值判断自己是否具有数据转发资格,如果没有转发资格,则查询 Q_1 中是否存在数据包,若不存在,丢弃收到的数据包;否则,丢弃数据包并删除 Q_1 中数据包。如果具有转发资格,再查询 Q_2 中是否存在这个数据包,若 Q_2 中已存在这个数据包,则丢弃;否则查询 Q_1 中是否存在数据包,若不存在,则更新数据包中 Depth 域为当前节点深度 d_c ,根据当前系统时间(即接收到数据包 P 的时间)及计算出数据包预计发送时间,然后将数据包及其预计发送

时间写入到 Q_1 中。否则, 从 Q_1 中的数据包中提取出此数据包先前的预计发送时间 ST_p , 用 $\min\{ST, ST_p\}$ 更新 Q_1 中的包预计发送时间域。

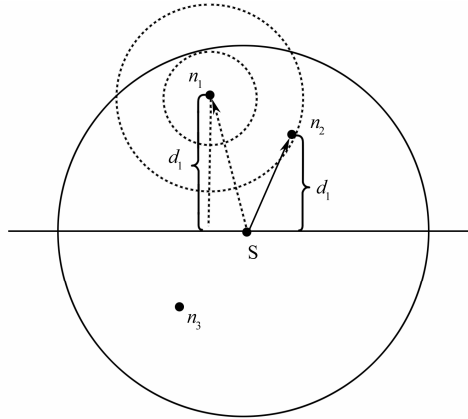


图 6-10 转发节点的选择

(3) 特点分析

节点使用保持时间安排数据包的转发。对于一个节点, 一个数据包的保持时间是根据数据包的前一跳节点和当前节点的深度之差 d 来计算的。处于不同深度的节点转发同一个数据包时保持时间也不相同。为了减少到水面转发路径的跳数, DBR 路由协议尽量选择深度最小的节点, 最先来转发数据包。这样也阻止了其他相邻节点转发该包, 减少能量消耗。

2) HydroCast 协议

HydroCast (a hydraulic pressure based anycast routing protocol) 协议^[41]是对 DBR 协议的改进, 也是一种贪婪路由协议, 以解决 DBR 协议中存在的隐蔽终端和路由空洞的问题。

(1) 基本思路

HydroCast 协议中, 在转发节点集的选择策略中考虑了如何避免隐蔽终端现象; 为了避免由于节点稀疏造成的路由空洞问题, 提出了局部更低深度节点优先路由恢复机制 (local lower-depth-first recovery)。

(2) 具体操作

① 避免隐蔽终端现象。HydroCast 协议利用局部拓扑信息, 采用简单的贪婪算法选择最优候选节点集, 且不存在隐蔽终端问题。具体工作如下: 节点根据数据包到目的节点的最大期望 (EPA, Expected Packet Advance) 来选择转发节点集。EPA 的大小与数据包传递率和节点到目的节点的距离有关。源节点选择 EPA 值最大的节点 n_i 作为转发节点, 如果 n_i 的邻节点通信范围覆盖了 n_i 通信范围的一半, 这些邻节点和 n_i 便形成了一个转发节点集。转发节点集中的节点可以互相侦听对方, 因为它们之间的距离都小于最大传输距离 R , 这样就保证不会出现隐蔽终端现象。

② 避免路由空洞。在 HydroCast 协议中, 当某节点所有一跳邻节点的深度都比它的大时, 此节点出现路由空洞现象, 路由空洞的节点被称为局部极值点。每个局部极值点都维持着恢复路径, 用于避免发生路由空洞。即当数据包在局部极值点的一条路径或多条路径中断时, 可以通过路由恢复路径走出空洞区域, 回到贪婪转发模式。

局部更低深度节点优先恢复机制将抑制节点的洪泛, 只有表面节点参加洪泛转发。被邻节

点包围的节点不是表面节点。采用四面体的方法决定一个节点是否为表面节点,通过这种方法找到表面节点后,数据包将从一个表面节点传输到另一个表面节点。经过几次传输后,回到贪婪转发模式。

(3) 特点分析

HydroCast 协议采用数据包转发优先级的方法来抑制冗余数据包的传输。节点的 EPA 值越大优先级越高, EPA 值最大的节点 n_i 优先级最高,即节点 n_i 等待发送时间最短。转发节点集中的节点在侦听到高优先级的节点时,将抑制自己的传输。但是 DBR 和 HydroCast 协议均会出现多个转发节点传递同一个数据包的现象,造成信息的冗余发送和节点能量的浪费。

6.4.2 水声传感器网络路由协议的应用

由于开发海洋资源的需要,现代通信系统和网络已经从陆地和空中延伸到了海洋。水声通信是近年来发展迅速、研究相当活跃的通信技术领域之一,是当代海洋研究、海洋资源勘探和开发、海洋环境立体监测和地震海啸监测等系统中的重要技术组成部分,它的研究为解决水下信息的可靠传输提供了重要的技术保障。

水声传感器网络路由协议是水声通信技术与无线传感器网络路由协议相结合所产生的一个新领域。它具有广泛的应用前景,尤其是在军事上的应用受到了许多国家的重视。为了适应水下的复杂环境,水声传感器网络路由协议的节点采用自组织和自制的组网方式,通过节点间的相互协同来完成传感器网络路由协议的任务。

由于水下传感器网络路由协议中节点的能量是有限的,而且节点的电源不能更换,因此水声传感器网络的路由协议既要考虑节点的能量效率,也要考虑网络能量的均衡消耗,而且能够均衡地使用网络中的节点,不应该出现频繁使用某个节点和某条路径的情况,否则这些频繁使用节点的能量会很快消耗完,导致网络的分割断裂,破坏水下通信系统的稳定性。为了达到以上目的,可以选择基于能量有效的路由协议,如 PEBF 协议等;也可以选择基于深度的路由协议,如 DBR 等路由协议。

水下环境监测是水声传感器网络路由协议的又一个重要的应用,该应用需要路由协议中的各个节点快速地对事件做出响应。例如,当水声传感器网络路由协议用于地震与海啸预警的时候,要求系统对及时消息进行立即传送,这就需要传感器节点与 Sink 节点之间的数据通道保持一定的传输速率,以便 Sink 节点根据采集的数据实时做出反应。因此可以选择采用实时路由协议。

因为水下的环境是非常不稳定的,而且水下的路由传感器节点会随着水流的运动而不断地改变其位置,节点的容量有限,传输距离一般为 10~30m,使得传感器节点频繁地进行寻找路由和建立路由,延长了水下信息传送的时间,并且降低了水下网络的可靠性。为了解决以上提到的问题,需要为网络选择合适的水下网络路由协议,例如可以选择 VBF 路由协议和 HH-VBF 路由协议等。

6.5 无线体域网路由协议及其应用

根据无线体域网的特点，许多研究者设计了多种无线体域网路由协议。由于传感器节点微型化以及网络应用日益便捷，无线体域网在军事、娱乐、日常生活，特别在医疗等领域具有极大的发展潜力。

近年来人们提出了一些无线体域网的路由协议，根据基本路由策略的不同可把无线体域网路由协议大致分为两类：基于分簇的路由协议和平面路由协议。具体分类如图 6-11 所示。

由图 6-11 可知，平面路由协议包括基于温度感知的路由协议、基于跨层的协议和基于位置信息的路由协议。基于分簇的协议 Anybody^[42]和 CRSURN 协议^[43]都是在 LEACH 的基础上进行改进的，以适用于无线体域网的场景中；基于温度感知的协议主要为了减少节点产生的温度对人体的影响，以温度作为选择下一跳节点的依据；基于位置信息的协议主要通过虚拟坐标来表示处于身体不同位置的节点，这样可以灵活的维持链路的健壮性。

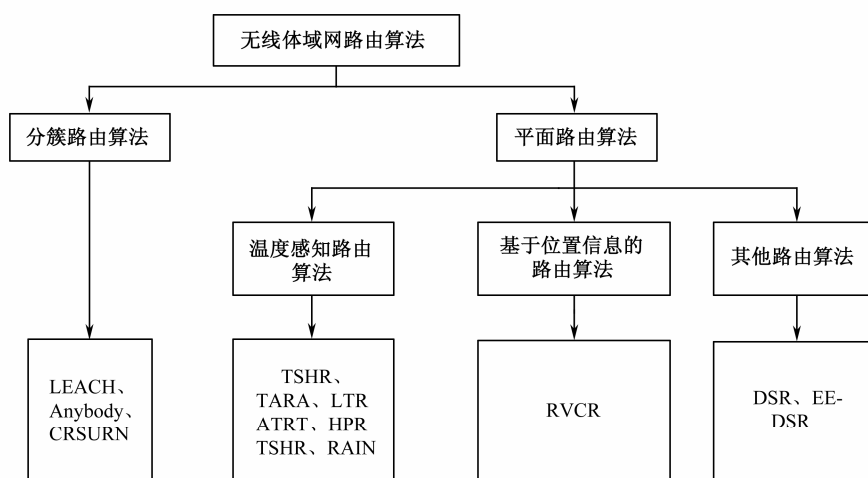


图 6-11 体域网路由协议分类

6.5.1 无线体域网中的典型路由协议

下面就基于分簇的路由协议和平面路由协议分别介绍几种典型的路由协议，主要包括基于分簇的 CRSURN 协议，平面路由协议 RVCR 协议、RSUTN 协议、TARA 协议、HPR 协议，主要从它们的基本原理、基本步骤和性能分析三个方面进行介绍。

1. 分簇路由协议

基于分簇的路由协议通常是在 LEACH 协议的基础上进行改进的，主要为了适应无线体域

网的特殊环境。

1) CRSURN 协议

利用转发节点来延长整个网络的生命周期在无线传感器网络中并不是一个新理念,但将它们用于无线体域网并形成一个转发网络,作为整个网络数据传输的骨干却是一种新模式。Byers 和 Nasser 提出的 CRSURN 协议将网络中的传感器节点分成不同的类型来降低能耗,即用一些节点来感知数据,为后来的研究提供了方向。

(1) 基本原理

该协议是基于转发节点来平衡网络能耗的分簇路由协议,该协议在单跳路由、多跳路由以及 LEACH 的基础上,综合考虑了节点的通信距离、数据速率以及簇头选定对网络能耗的影响,利用临时节点的富余能量有效延长了整个网络的生命周期。

(2) 基本步骤

① 网络初始化,首先利用公式(6-10)计算出可引入的最大转发节点数 N ,然后根据各节点与 Sink 节点的距离以及各节点的数据速率确定转发节点的部署位置。

$$N_{r\max} = \sum_{i=1}^m \left\{ \left\lceil \frac{D_i}{d_{\text{LOS}}} \right\rceil - 1 \right\} \quad (6-10)$$

式中, $\left\lceil \frac{D_i}{d_{\text{LOS}}} \right\rceil$ 表示大于 $\frac{D_i}{d_{\text{LOS}}}$ 的最小整数, D_i 表示第 i 个节点距离 Sink 节点的距离, m 表示节点总数, d_{LOS} 表示节点的视距。本文取 $d_{\text{LOS}}=0.3\text{m}$ 。

② 转发节点广播自己的簇头信息,周围节点接收簇头信息并随机等待时间 T_1 。若 T_1 时间内该节点未收到其他转发节点发来的簇头消息,则立即向簇头发送应答消息;若 T_1 时间内收到其他簇头发来的消息,而且信号强度比当前簇头的大,则取代当前簇头,否则丢弃。

③ 簇头在收到应答消息后将其加入本地路由表并等待 T_2 ($T_2>4T_1$) 时间以确保所有节点都被成功分簇。

④ 簇内节点向簇头发送消息并捎带自己的剩余能量,同时簇头向 Sink 传送数据并判断自己当前的剩余能量是否大于阈值 T_h ,若是,则继续转发数据,否则将簇内剩余能量最多的节点指定为自己的继承者并向簇内广播退出消息(捎带路由表信息)。

⑤ 继承者更新路由表并转发原簇内的数据至 Sink 节点直到能量耗尽。

(3) 性能分析

与其他节能策略相比,本协议的节能效果主要体现在以下方面:

① 距离 Sink 节点较远的节点通过转发节点传输数据,有效缓解了单跳路由能耗过大的问题,提高了远端节点的通信质量和寿命;

② 距离 Sink 节点较近的节点通过转发节点传输数据,有效避免了多跳路由带来的网络拥塞问题,增加了近端节点的寿命和网络的健壮性;

③ 用转发节点作为簇头节省了 LEACH 协议中簇的建立和维护过程中的能量开销;

④ 转发节点的部署不是随意的,充分考虑了单个节点的传输距离、数据速率以及剩余能量,所以,无论是单个节点还是整个网络的生命周期都得到了延长。

2. 平面路由协议

由图 6-11 可以看出, 平面路由协议主要包括基于温度感知的路由协议、基于地理位置信息的路由协议, 还有其他路由协议。下面主要介绍基于地理位置的 RVCR 路由协议、RSUTH 协议和基于温度感知的 TARA 协议。

1) RVCR 协议

RVCR (Reactive Virtual Coordinate Routing Protocol for Body Sensor Networks) 协议^[44]针对人体随时运动导致的链路断裂而提出建立一个虚拟的三维坐标参考系——BVCS (Body Virtual Coordinate Space)。

(1) 基本思路

BVCS 将人体看作几个不同的部分, 安置在人体上的每个节点都可以在 BVCS 上找到自己的坐标。每个节点均按自己采集的数据类型而命名。每个节点都在寻找距离目的节点最近的节点作为下一跳节点, 因此 RVCR 协议高效而且高可靠性的传输数据至目的节点。该协议不需要维护本地路由表, 因此节省了一部分开销。

(2) 基本步骤

RVCR 协议的具体操作步骤分为三个阶段。如图 6-12 所示, 如果节点 3 要向节点 2 发送数据, 其具体操作如下:

① 首先节点 3 要发送 Hello-Req 消息给它的邻居节点, Hello-Req 消息里面包含自己的位置和目的节点的位置。

② 当邻居节点收到 Hello-Req 消息后, 会先判断自己距离目的节点的距离是否大于节点 3 到目的节点的距离, 如果大于, 那么就不回复 Hello 消息; 如果小于, 那么邻居节点就会给节点 3 回复一个 Hello 消息, 然后节点 3 再根据收到的回复消息进行比较, 选择距离目的节点较近和链路消耗最小的的邻居节点作为下一跳节点, 直至到达目的节点为止。

③ 如果遇到空洞情况, 节点 3 会在 Hello-Req 消息里面加上一个标志位再重新发送给邻居节点, 然后所有的邻居节点都会回复一个 Hello 消息给节点 3, 节点 3 再选择距离目的节点最短的邻居节点作为下一跳; 如果在以后的传输过程中遇到空洞情况, 仍然按照该方法执行, 直至到达目的节点。

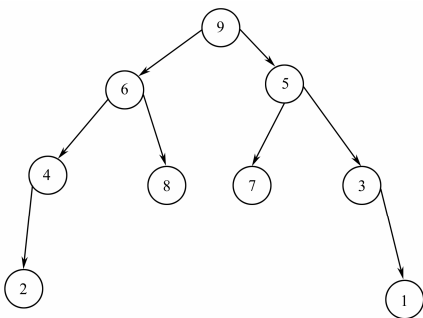


图 6-12 RVCR 协议实现

(3) 特点分析

该协议是基于地理位置信息的贪婪路由算法, 节点布置在人体表面, 都有自己的特定坐标, 可以灵活地适应人体姿势的改变, 针对无线体域网链路特性的时变性, 该算法能够解决链路频

繁改变带来的缺点,以适应人体的特殊环境。

2) RSUTN 协议

RSUTN 协议^[45]即基于临时节点的无线体域网高效节能路由协议,该协议是以优化网络路由、延长网络生存期为目的,主要是针对 WBAN 中出现的新情况,通过充分利用临时节点的富余能量来优化网络路由,平衡网络节点间能量消耗,延长网络的生存期。

(1) 基本思想

在临时节点加入网络期间,根据临时节点的位置调整网络结构,确定网络通信链路,采用优化算法计算得到此期间网络正常工作的节点间最优平均通信流量;利用临时节点分担部分网络数据,平衡网络能量消耗;临时节点离开网络后,网络恢复原先工作状态。

(2) 基本步骤

该协议所涉及到的网络通信过程可以分为三个阶段:临时节点未加入网络前;临时节点加入网络工作期间;临时节点离开网络后。协议主要解决临时节点加入网络工作期间网络的工作状态(通信链路路由、节点间通信流量)与临时节点离开网络后网络工作状态(通信链路路由、节点间通信流量)的问题,从而得到一个最优路由算法,最大限度地延长网络生存期。在本算法中,临时节点离开网络后,网络的通信状态恢复到临时节点未加入前的工作状态。因此,临时节点工作期间的网络工作状态为算法需要解决的主要问题。

解决临时节点工作期间的通信链路问题。当临时节点加入网络后,临时节点需要与网络中节点建立通信链路。临时节点未加入网络前,节点按照原有的网络拓扑进行通信。临时节点加入网络期间,网络拓扑结构发生了变化:部分节点采集的部分数据通过临时节点的子节点传送给临时节点,临时节点再传送给其父节点,最终传送至 Sink 节点;其余数据按照原先的网络拓扑传送至 Sink 节点。

解决临时节点工作期间节点间通信流量问题。通信流量包含两层含义:①临时节点在网络中工作的那段时间的网络流量;②临时节点离开网络后网络恢复先前的网络流量。

(3) 特点分析

针对 WBAN 中出现的新情况,该协议通过充分利用临时节点的富余能量,来优化网络路由,平衡网络节点间能量消耗,延长网络的生存期。该协议只给出了临时节点数量的最大计算公式,但是无法确定准确的临时节点数量,所加入的临时节点也并不是越多越好,节点数目增加的过多会导致资源的浪费,临时节点数目加入过少就不能充分均衡网络的能量消耗。

3) TARA 协议

TARA (Thermal-Aware Routing Algorithm) 协议^[46]即热量感知路由协议,是较早介绍温度对人体造成影响的路由协议,也可以看作这类路由协议的一个度量标准。

(1) 基本思想

TARA 协议主要考虑两种主要的热量来源,即天线辐射和节点电路的功率耗散。植入生物传感器节点已经被用于各种各样的医学应用。这些体内传感器节点收集不同的生物特征数据和通信数据并传送至无线电台等设备。随着节点之间的通信,这些传感器节点在通信过程中会产生大量的热量。该协议旨在减少网络中产生的热量,总是在寻找最冷的邻居节点来传送数据,避免路由回路的产生。

(2) 基本步骤

TARA 协议在初始阶段,每个节点交换邻居节点信息,建立自己的邻居表,收集跳数信

息,每个节点都可以知道到 Sink 节点的路由。下一步数据传输阶段中,如果节点的温度超过了预先设定的温度阈值就会被标记成热点,要传送到此节点的包都会缓存在上一跳节点直到温度下降到正常温度,如果缓存的包周期超过了一定时间,那么这些包就会被丢弃。当这个热点节点是中间节点时,那么这个节点的上一跳节点就会选择其他路由,以此避免热点区域,这个策略叫作撤退策略,操作如下:一个节点的下一跳节点是热点,那么这个节点就会选择其他可用的下一跳节点来传送数据包,如果没有其余的可用下一跳节点,那么这个数据包就被撤回上一跳节点,然后再选择可用的下一跳节点或者再按照上述规律撤回。如图 6-13 所示。

如图 6-13 所示,当节点温度超过了预先设定的温度阈值,就采用撤退机制,将数据包撤退到上一跳节点,然后通过选择其他可用的节点作为下一跳节点来传送数据包。

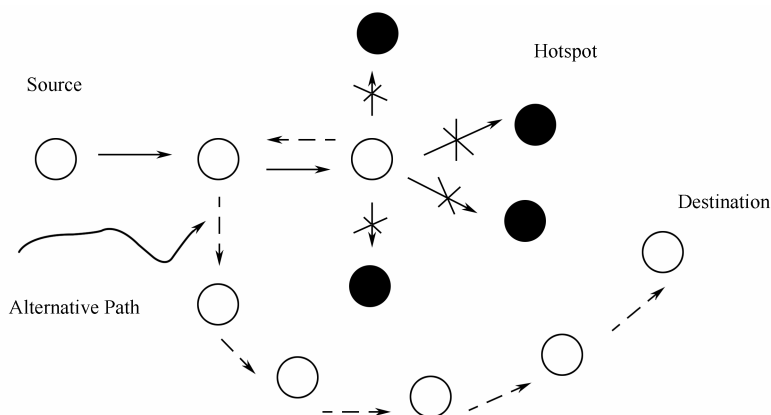


图 6-13 TARA 协议举例

3) 特点分析

TARA 协议试图通过检测邻居节点的温度和撤退机制去绕过热点节点。这种撤退机制会导致高延迟和降低网络寿命,因为该协议提出的撤退机制使数据包在网络中漫游,从而要消耗大量的网络时间。但是这种机制也避免了热点节点,平衡了网络负载。

6.5.2 无线体域网路由协议的应用

无线体域网路由协议的基本应用是利用无线链路实时动态地采集如数据、声音、图像等生物和非生物信息,要求网络既要高效又要具有高可靠性。对于无线体域网路由协议的应用场合可以分为以下三类。

1. 在健康和医疗方面的应用

无线体域网中基于地理位置信息的路由协议,如 RVCR 协议可以自动医疗治疗、远程监护、自动配药和为至关重要的信号监视提供援助。首先,利用植入人体体内或体表的无线生物传感器来实时监测采集各种各样的关键医疗健康数据,并把采集到的健康数据及时地发送给控制单元。接着,根据接收到的数据,控制单元可以选择对应的救护措施、治疗方法或者配药方式,并向行动单元发送控制命令。然后,行动单元根据控制指令采取救护措施。当治疗或自动配药完成后,传感器把采集到的重要医疗健康数据进行更新,按照这种方式循环进行处理。

从无线传感器中采集数据是无线体域网的基本功能,控制器、传感器和行动单元都被植入人体或者放置于人体表面。因此,可以使用基于分簇的无线体域网 CRSURN 路由协议来传输紧急而重要的健康医疗数据,包括传感器向命令单元发送治疗方法或配药方式,命令单元向行动单元再发送,其中行动单元可以看作簇头节点,来收集各个子单元发送来的信息。住院病人是医疗健康检测和医疗数据采集的重要使用模型,把分散的无线体域网分散给大量的住院病人,可以自动实时采集一些重要的医疗健康数据,从而大大减轻护士的负担,进而提高医院的工作效率。

2. 在援助残疾人方面的应用

在残疾人的援助方面,无线体域网中基于温度感知的路由协议,如 TARA 协议、HPR 路由协议的应用场景比较广泛。TARA 协议和 HPR 协议等基于温度感知的路由协议给视觉缺陷的人提供援助,可以把相机置于墨镜和拐杖上,把与其生活相关的物体、指导路线等信息转变为声音信息传递给使用者。

对于说话困难的人,基于临时节点的 RSUTN 协议通过置于手或手指间的传感器检测手和手指的移动,还可以同时检测到手和手指间的相对位置,利用无线体域网采集这些信息实时动态发送给信号处理单元,然后把这些手指语言转变成声音信号,可以有效地解决语言障碍的问题。

3. 在娱乐方面的应用

随着人们生活水平的提高,游戏和娱乐已经日渐成为一个市场前景广阔的领域,无线体域网将在该领域未来的发展中承担重要角色,多种无线体域网使用模型可以在这个方面应用,包括视频流或者音频流、同步视频和音频、视频游戏控制器等,与可穿戴式实时信息处理有相似性。无线体域网相对于传统无线技术的一大优势是共享音频或者视频资源处理。

应该注意的是,以上所述的三种类型应用的传输距离需要限定 2~3m 的范围。除了自动配药或自动医疗治疗需要可植入的无线体域网以外,无线体域网的大部分应用场景都只是需要可穿戴。

参考文献

- [1] O. Abedi, R. Berangi, M. A. Azgomi. Improving route stability and overhead on AODV routing protocol and make it usable for VANET[C]. 29th IEEE International Conference on Distributed Computing Systems Workshops, 2009: 464~467.
- [2] T. Taleb, E. Sakhaee, A. Jamalipour, et al. A stable routing protocol to support ITS services in VANET networks[J]. Vehicular Technology, 2007, 56(6): 3337~3347.
- [3] J. Tian, L. Han, K. Rothermel, and C. Cseh. Spatially aware packet routing for mobile Ad Hoc inter-vehicle radio network[C]. Proceeding of Intelligent Transportation Systems, Shanghai, 2003: 1546~1551.

- [4] J. Tian, I. Stepanov, K. Rothermel. Spatial Aware Geographic Forwarding for Mobile Ad Hoc Networks[D]. University of Stuttgart, 2002: 31~36.
- [5] C. Lochert, M. Mauve. Geographic Routing in City Scenarios[J]. ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review, 2005, 9(1):69~72.
- [6] C. Lochert, H. Hartenstein, J. Tian. A routing strategy for vehicular Ad Hoc networks in city environments[C]. Proceedings of the IEEE Intelligent Vehicles Symposium, USA, Jun. 2003: 156~161.
- [7] G. Liu, B. S. Lee, B. C. Seet, C. H. Foh, K. J. wong, K. K. Lee. A routing Strategy for metropolis vehieular communiations[C]. International Conference On Information Networking (ICOIN), Korea, Feb. 2004: 134~143.
- [8] M. Jerbi, R. Meraihi, S.-M. Senouci, et al. GyTAR: Improved Greedy Traffic Aware Routing Protocol for Vehicular Ad Hoc Networks in City Environments[C]. Proceeding of the 3rd ACM International Workshop on Vehicular Ad Hoc Networks, Los Angeles, Sep. 2006: 88~89.
- [9] J. Blum, A. Eskandarian, and L. Hollhlan, Mobility management in IVC networks[C]. Proceedings of IEEE Intelligent Vehieles SymPosium, 2003: 150~155.
- [10] R. A. Santos, A. Edwards, R. Edwards, and L. Seed, Performance evaluation of routing protocols in vehicular Ad Hoc networks[J]. The International Journal of Ad Hoc and Ubiquitous ComPuting, 2005(1): 80~91.
- [11] M. X. Gong, S. F. Midkiff. Distributed Channel Assignment Protocols: A Cross-Layer Approach[C]. Proceeding of IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2005: 2195~2200.
- [12] M. X. Gong, S. F. Midkiff, S. Mao. Design Principles for Distributed Channel Assignment in Wireless Ad Hoc Networks[C]. Proceeding of IEEE International Communications Conference , May 2005: 3401~3406.
- [13] U. Lee, S. F. Midkiff, J. S. Park. A Proactive Routing Protocol for Multi-Channel Wireless Ad Hoc Networks (DSDV-MC)[C]. IEEE International Conference on information Technology: Coding and Computing, USA, Apr. 2005: 710~715.
- [14] A. Sampath, L. Yang, L. Cao, et al. High throughput spectrum-aware routing for cognitive radio networks[J]. Proc. of IEEE Crowncom, 2008.
- [15] K. Chowdhury, M. Felice. Search: a routing protocol for mobile cognitive radio Ad Hoc networks[J]. Computer Communication, 2009, 32(18): 1983~1997.
- [16] Y. Hou, Y. Shi, H. Sherali. Optimal spectrum sharing for multi-hop software defined radio networks[C]. 26th IEEE International Conference on Computer Communications, 2007: 1~9.
- [17] M. Ma, D. Tsang. Joint spectrum sharing and fair routing in cognitive radio networks[C]. 5th IEEE Consumer Communications and Networking Conference, 2008: 978~982.
- [18] C. W. Pyo, M. Hasegawa. Minimum weight routing based on a common link control radio for cognitive wireless.Ad.Hoc networks[C]. International Wireless Communications and Mobile Computing Conference, 2007: 399~404.
- [19] C. Xin, B. Xie, C. C. Shen. A novel layered graph model for topology formation and routing in

- dynamic spectrum access networks[C]. 1st IEEE International Symposium on New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks, Nov. 2005: 308~317.
- [20] B. Zhang, Y. Takizawa, A. Hasagawa, A. Yamaguchi, and S. Obana. Tree-based routing protocol for cognitive wireless access networks[C]. IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2007: 4207~4211.
- [21] S. Bai, Z. Huang, H. Cho, J. Jung. Movement-aware alternative path routing protocol for vehicular multi-hop communications[C]. Proceeding of ACM International Conference on Hybrid Information Technology, 2009: 361~367.
- [22] H. Khalife, N. Malouch, S. Fdida. Multi-hop cognitive radio networks: to route or not to route[J]. E Network Magazine, 2009, 23(4): 20~25
- [23] H. S. Chang, B. W. Kmi, C. G. Lee. FSA-Based Link Assignment and Routing in Low-Earth Orbit Satellite Networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 1998, 47(3): 1037~1048.
- [24] M. Werner. A Dynamic Routing Concept for ATM Based Satellite Personal Communication Networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(8): 1636~1648.
- [25] T. H. Chan, B. S. Yeo, L. Turner. A localized routing scheme for LEO satellite networks[C]. 21st International Communications Satellite System Conference and Exhibit, Apr. 2003: 2357~2364.
- [26] I. F. Akyildiz, E. Ekici, M. D. Bender. MLSR: A novel routing algorithm for multi-layered satellite IP networks[J]. IEEE/ACM Transaction on Networking, 2002, 10(3): 411~424.
- [27] J. Lee, S. Kang. Satellite over Satellite (SOS) network: A novel architecture for satellite network[C]. Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications Societies, Mar. 2000: 315~321.
- [28] 易先清, 冯明月, 赵阳. 一种基于 GEO/MEO 星层组网的卫星网络抗毁路由研究[J]. 计算机科学, 2007, 34(8): 74~82.
- [29] E. Papapetrou, S. Karapantazis, F. N. Pavlidou. Distributed on-demand routing for LEO satellite systems[J]. Computer networks, 2007, 51(15): 4356~4376.
- [30] 杜保洋. 多跳 LEO 卫星网络路由协议研究[D]. 重庆邮电大学, 硕士学位论文, 重庆, 2014: 19~25.
- [31] G. Xie, J. Gibson. A network layer protocol for UANs to address propagation delay induced performance limitations[C]. IEEE OCEANS, Piscataway, 2006: 2087~2094.
- [32] U. Anocan, D. Pompili, T. Melodia, I. F. Akyildiz. A resilient routing algorithm for long-term applications in underwater sensor networks[C]. Proceeding of Mediterranean Ad Hoc Networking Workshop, New York, 2006: 298~309.
- [33] K. Y. Foo, P. R. Atkins, T. Collins. A routing and channel access approach for an Ad Hoc underwater acoustic network[C]. IEEE OCEANS, Piscataway, 2004: 89~795.
- [34] H. Yan, Z. J. Shi, J. Cui. DBR: Depth-based routing for underwater sensor networks[M]. Springer, Berlin, 2008: 72~86.
- [35] P. Xie, J. H. Cui, L. Lao. VBF: vector-based forwarding protocol for Underwater sensor

- networks[M]. Springer, Berlin, 2006: 1216~1221.
- [36] E. A. Carlson, P. P. Beaujean, E. An. Location-aware routing protocol for underwater acoustic networks[C]. IEEE OCEANS 2006. IEEE, Sep. 2006: 1~6.
- [37] J. M. Jornet, M. Stojanovic, M. Zorzi. Focused beam routing protocol for underwater acoustic networks[C]. Proceedings of the third ACM international workshop on Underwater Networks, Sep. 2008: 75~82.
- [38] Z. Zhou, J. H. Cui. Energy efficient multi-path communication for time-critical applications in underwater sensor networks[C]. Proceedings of the 9th ACM international symposium on Mobile Ad Hoc networking and computing, 2008: 221~230.
- [39] G. Yang, M. B. Xiao, E. Cheng. Energy saving route finding mechanism in underwater acoustic sensor networks[J]. Journal of Beijing University of Posts and Telecommunications, 2009, 32(21): 88~92.
- [40] H. Yan, Z. J. Shi, J. H. Cui. DBR: depth-based routing for underwater sensor networks[C]. Proceedings of IFIP Networking, Singapore, 2008:72~86.
- [41] U. Lee, P. Wang, Y. Noh. Pressure routing for underwater sensor networks[C]. IEEE INFOCOM, San Diego, USA, 2010: 1~9.
- [42] T. Watteyne, A. B. Isabelle, M. Dohler. Anybody: a self-organization protocol for body area networks[C]. The 2nd International Conference on Body Area Networks, 2007: 61~67.
- [43] 彭能明, 金智明. 基于转发节点的无线体域网节能策略研究[J]. 杭州电子科技大学学报, 2011, 6(10): 103~106.
- [44] Q. Zhang, K. Kortermant, R. H. Jacobsen, T. S. Toftegaard. Reactive Virtual Coordinate Routing Protocol for body sensor networks[C]. IEEE International Conference on Communications, Canada, Jun. 2012: 3388~3393.
- [45] 韩书平, 钱良, 杨宁健. 一种新型的能量受限无线体域网路由协议[J]. 信息技术, 2009, 11(3): 28~29.
- [46] Q. Tang, N. Tummala, S. K. Gupta, L. Schwiebert. TARA: Thermal-aware Routing Algorithm for Implanted Sensor Networks[M]. Distributed Computing in Sensor Systems, Springer Berlin Heidelberg, 2005:206~217.

第 7 章

无线自组织网络路由协议设计新技术



近年来，国内外学者不断将新型技术引入无线自组织网络路由协议设计中，解决了多个在传统方案中存在的问题，拓宽了无线自组织网络路由协议的研究和应用领域，这些新型技术主要包括跨层优化、网络编码、绿色节能、博弈论和机会路由等。此外，还出现了一些新的研究发展方向，如移动社会网络路由和节点自供能等。本章将详细介绍上述新型技术和我们在相关研究中取得的成果，并对新发展方向做简要阐述，以期能为读者提供全面有益的参考。

7.1 跨层优化

传统的无线自组织网络在架构方面通常采用 OSI 分层体系结构，自下而上包括物理层、链路层、网络层、传输层和应用层共五层。在这种分层体系结构中，各层都独立设计，保持透明性。分层的思路在有线网络显得比较成功。然而，无线自组织网络所具有的特性，如节点移动导致网络拓扑快速变化、节点资源受限、网络带宽稀缺、无线信道环境变化迅速等，严重影响了无线自组织网络的性能，人们在消除这些不利影响的过程中发现现有的严格分层网络结构在提升网络整体性能方面存在局限性。因此，在无线自组织网络相关技术的研究中，人们引入了跨层设计的思想来优化现有网络的体系结构，提升网络性能。

7.1.1 跨层优化简介

1. 跨层优化的由来

基于开放互联标准的分层体系结构是网络设计中最基础、应用最广泛的结构。在分层结构中，各层独立设计和工作，对其他层保持透明性；只有相邻层能够通过层间的静态接口进行信息交互，非相邻层不能跨层通信；每层只实现一种相对独立的功能，因而可将一个难以处理的复杂问题分解为若干个较容易处理的更小的问题，这样的分层结构逻辑清晰、鲁棒性高、易于实现。

然而,传统的分层架构也有局限性。首先,它需要在对等层之间通过预设的接口进行上下层的通信,层间信息交流产生的开销易加剧网络的拥塞。其次,它不允许层与层之间的信息共享,使得各层之间获得的信息有限,各子层独立优化难以达到网络整体最优,也很难适应网络的动态变化。此外,采用传统分层架构的无线网络对数据传输所需的服务质量(QoS)仅能提供有限并且时变的支持,不能保障网络的稳定性和应用性能。

无线自组织网络也沿用了分层体系结构。由于传统分层架构的上述缺点,以及无线自组织网络具有的节点移动导致网络拓扑快速变化、节点资源受限、网络带宽稀缺等特点,导致传统分层架构在网络性能提升方面遇到了新的困难和挑战。为此,人们在无线自组织网络研究中引入了跨层的思想,在维持层间分离的同时,放松对分层结构的严格要求,允许不同层的协议共享网络的状态信息。网络状态信息的跨层共享,有利于层内和层间操作的优化,可以使各个子层协作优化,从而促使网络整体性能更优,而且更能满足随应用而变的 QoS 要求。

从本质上看,跨层优化并不是完全否定传统无线网络的分层模式,而是模糊严格的层间界限,将分散在网络各个子层的特性参数协调融合并按需进行协调操作。这样,所有层次可以交互信息、进行协同,从而使协议栈能够以全局的方式适应特定应用所需的 QoS 和网络状况变化,并根据系统的约束条件和网络特征来进行综合优化,实现对网络资源的有效分配,提高网络的综合性能。

2. 跨层优化的思路

跨层优化的思路主要是允许层与层之间直接进行信息传递、共享以及操作上的协同,充分地利用网络环境对各个层不同的影响和要求,从全局的角度,通过层与层之间的相互依赖和影响,对网络进行整体优化,提高整个网络的性能。跨层优化主要有以下三种具体思路。

(1) 跨层信息共享

利用层间直接通信的方法实现无线自组织网络跨层设计,其设计的关键是参数在不同层间的传递,然而信息在不同层之间的直接交互也可能导致信息传播的循环。为了更好地实现层间信息的共享,可以使用跨层共享数据信息的方法,被共享的数据可以向网络中所有层提供相应的服务。其结构示意如图 7-1 所示。

(2) 层间直接通信

为了使无线自组织网络各层能够利用非相邻层的信息,最简单直接的方法是在现有协议栈的基础上,通过增加层间的接口实现非相邻层间的信息直接传递,提高非相邻层间信息交互的灵活性。主要的参数传递方式有下层信息上行、上层信息下行以及信息同时上下行。这种方法可在分层结构设计的无线自组织网络系统中实现层与层之间的参数传递,是一种简洁有效的跨层优化方法,易于实现,如图 7-2 左端所示。

(3) 融合相邻层

无线自组织网络的相邻层联系非常紧密(如物理层和 MAC 层),基于此,跨层优化的第三种主要方法是合并相邻层为一个虚拟层,如图 7-2 右端所示。该虚拟层与原有层的相邻层的上下接口保持不变,在融合了原有独立的相邻层的所有功能后,还加强了内部各层的相互协调,这更有利于无线自组织网络的优化。

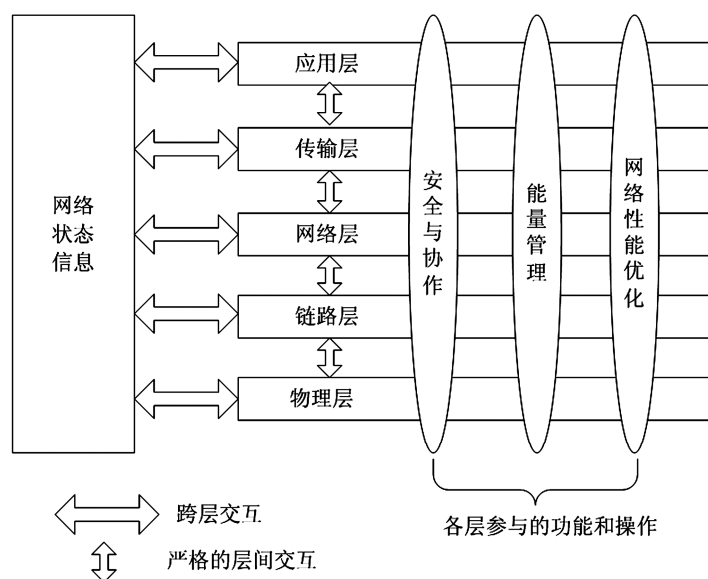


图 7-1 跨层信息共享

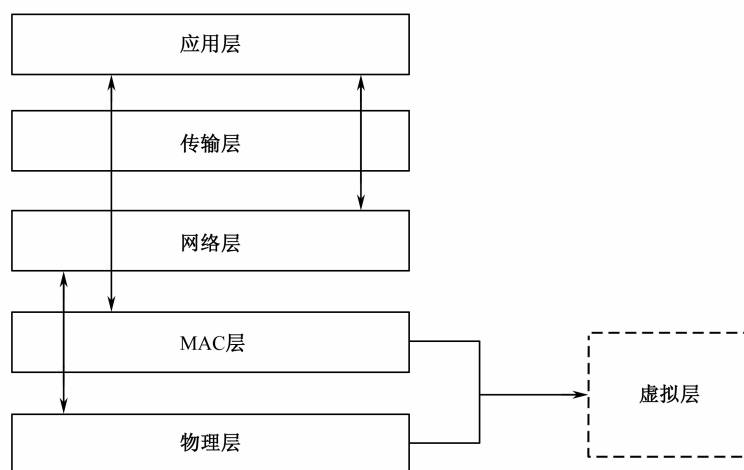


图 7-2 不同层间直接通信及相邻层融合

3. 跨层优化的优点

目前，国内外都将跨层优化作为一项提高网络性能的重要方法来研究，虽然研究建立的网络平台多种多样，研究的重点也不尽相同，但总体来说，可以根据要解决的问题把跨层优化的优点归纳为以下四个方面：

（1）提供 QoS 保证

在有限的无线资源条件下，QoS 保障对无线网络具有一定的挑战性。在无线网络中提供 QoS 保障目前主要有两种方法：一是以网络为中心的方法，网络中的路由器或基站提供具有优先权的 QoS 支持来保证不同应用对数据速率、延时限度和分组丢失概率的要求；二是以终端系统为中心的方法，终端系统采用了多种控制技术，包括拥塞控制、差错控制和功率控制来优化

应用层的质量。由于 QoS 保障和跨层优化均涉及网络中的多个层面,因此将跨层优化思路运用到 QoS 保障领域具有先天的优势。

(2) 安全性

在无线网络中的多个层都涉及安全性问题,其中数据加密是一条常用的思路。然而多个层同时进行加密处理就需要更多的功率消耗和增加传输时延,而跨层优化则可以将多层的加密减少到更少的层中进行,所以能够有效避免反复处理数据分组,从而节省功耗,降低时延。

(3) 跨层保护策略

目前,无线网络视频传输在性能提升方面存在较明显的困难,因而分层协议栈的每一层都提供了各自的自适应机制和保护机制,如 MAC 的重传机制、应用层 FEC、使用分级的贷款自适应压缩和自适应分组策略等,然而这些分层保护策略并不一定能为视频传输提供最优的总体性能,所以必须根据应用需要和复杂性,选择一个更优的跨层保护策略,实现更好的视频传输性能。

(4) 减少能量消耗

在无线网络中,通过设计合适的策略实现不同层之间的跨层信息交互,可以达到减少节点能量消耗的效果。如 Schaar^[1]等提出的能量受限的路径选择和能量高效的跨层负载分配方法,便通过利用随机动态规划技术以及 MAC 层和网络层的跨层交互减少了节点能量的消耗,实现了能量高效的路由。

4. 跨层优化的应用

在无线移动网络中,采用跨层优化的网络种类,主要可分为有中心网络和无中心网络两种。在有中心网络方面主要关注的是以 3G 为代表的移动蜂窝网络,在无中心网络方面值得关注的则是基于 802.11 DCF 的无线自组织网络。

(1) 移动蜂窝网络的跨层优化

蜂窝系统中,无线资源的管理方式充分体现层间联合设计的思想。3G 标准中,CDMA 用多个正交伪随机码把信道分配给多个用户组,但组内各用户对信道的使用仍是共享方式,仍然需要有 MAC 协议来解决冲突。MAC 协议和 TDMA、CDMA 等结合,能适应多种业务的不同服务质量要求。为了使无线资源利用更高效,CDMA2000 系统中的高速数据下载业务也充分考虑了跨层优化思想,提出了 CDMA/HDR (Code-Division Multiple Access/High Data Rate) 技术。在 CDMA2000 的 HDR 技术中,多个用户以时分的方式共享一个高速数据信道,基站对通过它的所有数据用户进行分级调度。移动端利用对导频信号的测量估测其下一个时隙的可能接受速率并反馈给基站,基站根据各用户的实时信道信息采用比例公平的原则进行动态调度以实现系统容量的最优。实际上,在调度策略中利用信道的状态信息,是一种物理层和 MAC 层联合考虑的跨层技术。

(2) 无线自组织网络的跨层优化

无线自组织网络由于其系统的动态性,给跨层优化提供了更广泛的研究空间。跨层设计可以利用调度技术、预测协议、自适应机制以及系统的多样性特征来缓解网络动态性带来的设计挑战。调度技术可以减少业务量的突发性,预测技术可以降低系统的不确定性,自适应技术可以补偿和利用动态性;同时,多样性可以增强系统的健壮性。此外,在无线自组织网络中,不仅需要以上的静态跨层优化设计,还需要动态的跨层自适应机制。动态跨层自适应允许各层及时交互信息来协调不同的功能模块,适应系统负载、网络环境和 QoS 需求的不断变化。目前已

有不少在无线自组织网络中应用跨层优化的例子。例如, 黄康^[2]提出了在保证 QoS 的前提下, 无线多跳网络跨层优化中的联合功率控制和调度方法, 该方法是根据可接收的信号干扰噪声比 SINR (Signal to Interference plus Noise Ratio) 和最低速率来减少在链路中的信号传输, 从而减少系统功耗。段红伟^[3]提出了在多跳的无线自组织网络中, 不同层利用网络移动节点的拥塞信息, 并依次进行不同处理的一种跨层优化方法。

7.1.2 典型的跨层优化路由协议

由于跨层设计有利于优化网络性能, 人们将其用到了无线自组织网络路由协议的设计和优化中, 提出了多种跨层优化路由协议。下面对其中的典型协议进行介绍。

1. 基于跨层设计的无线网状网络路由协议

在 Paris 等^[4]提出的无线 Mesh 网络路由协议中, 采用了三种基于跨层思想的新路由判据 EFW (Expected Forwarding Counter)、MEFW (Minimum Expected Forwarding Counter) 和 JEFW (Joint Expected Forwarding Counter) 来处理路由节点的自私行为。针对当无线 Mesh 网络中存在自私节点时现有路由判据无法选择转发率最高的路径因而影响网络吞吐量的问题, EFW 判据采用跨层思路, 结合路由层的转发机制和 MAC 层对无线链路的质量测量的结果来优化路径选择。下面介绍该路由协议的主要组成部分。

(1) 新路由判据 EFW、MEFW 和 JEFW

新路由判据用到了期望传输次数 ETX (Expected Transmission Count)。假设 (i, j) 表示网络节点 i 和 j 之间的无线链路, P_{ij} 和 P_{ji} 分别表示正向链路和反向链路的丢包率, 则期望传输次数 ETX 为

$$ETX = \frac{1}{(1 - P_{ij})(1 - P_{ji})} \quad (7-1)$$

当无线 Mesh 网络中存在自私节点时, 自私节点会丢弃不感兴趣的数据包, 此时 ETX 会降低该链路上的数据转发的可靠性。为了解决这个问题, 该路由协议采用的思路是在路由层将不感兴趣的数据包丢弃, 而不是在数据链路层丢弃, 从而结合 ETX 和网络节点的转发概率提出了路由判据 EFW, 有

$$EFW_{ij} = \frac{1}{(1 - P_{ij})(1 - P_{ji})} \times \frac{1}{(1 - P_{d,ij})} \quad (7-2)$$

式中, EFW_{ij} 表示链路 (i, j) 的 EFW 值, $P_{d,ij}$ 表示网络节点 j 路由层的丢包率。 $P_{f,ij} = 1 - P_{d,ij}$ 表示节点 j 成功转发数据包的概率。

在实际网络中, 由于节点 i, j 之间的数据转发概率不同, 即 $1 - P_{d,ij} \neq 1 - P_{d,ji}$, 从而 $EFW_{ij} \neq EFW_{ji}$ 。这样节点需要存储 EFW_{ij} 和 EFW_{ji} , 导致存储开销的增大, 而且会导致选择正向和反向路径不一样而存在闭环路径的情况。为了解决这个问题, 该协议设计了如下的 MEFW 判据:

$$MEFW_{ij} = MEFW_{ji} = \frac{1}{(1 - P_{ij})(1 - P_{ji})} \times \frac{1}{(1 - \max\{P_{d,ij}, P_{d,ji}\})} \quad (7-3)$$

为了避免网络节点转发率的传递开销, 该协议设计了 JEFW 判据, 将正反向链路的转发概率加以考虑, 有

$$\text{JEFW}_{ij} = \text{JEFW}_{ji} = \frac{1}{(1-P_{ij})(1-P_{ji})} \times \frac{1}{(1-P_{d,ij})(1-P_{d,ji})} \quad (7-4)$$

(2) 转发概率估计

由于计算上述三种路由判据需要对网络节点的转发概率进行估计,因而会产生一定控制开销。为了降低开销,该路由协议提出如下的转发概率估计方法:在 MAC 层对网络层的转发概率参数进行估计。具体地,用 C_{ij}^{ACK} 表示节点 i 收到的、节点 j 发送的 ACK 数据包的个数,用 C_{ij}^{fwd} 表示节点 i 转发的、源节点是 j 的数据包,两者的比值则为节点 i 对节点 j 的转发概率的估计值,如下式所示:

$$\bar{P}_{f,ij} = 1 - P_{d,ij} = \frac{C_{ij}^{\text{fwd}}}{C_{ij}^{\text{ACK}}} \quad (7-5)$$

仿真和实际测试结果表明基于上述判据和转发概率估计方法的无线 Mesh 网路由协议在路径稳定性方面具有一定优势。

2. 认知无线 Ad Hoc 网络中基于跨层的机会频谱获取和动态路由算法

在认知无线 Ad Hoc 网络中,由于节点能够获得的频谱资源随时间和跳数而变化,因而最大化吞吐量成为一个主要的挑战。为此,Ding 等^[5]提出了一个基于跨层的机会频谱获取和动态路由算法——ROSA(Routing and Dynamic Spectrum Allocation)。ROSA 算法通过融合跨层设计、联合机会路由(Joint Opportunistic Routing)、动态频谱分配、分布式调度、传输功率控制等方面的机制,致力于达到最大化吞吐量的目的,同时不会对其他用户产生干扰,并且还能够将数据传输的比特误码率控制在一定范围内。此外,ROSA 算法还赋予具有高差异积压(Differential Backlog)的高容量链路较高的优先级,通过求最大差异积压的权重和来增加系统的稳定性。

ROSA 算法的操作是本地化的。当一个积压了业务的节点 i (Backlogged node i) 感知到公共控制频道 CCC(Common Control Channel)空闲时,根据 ROSA 算法,会执行以下的操作:

(1) 对于积压的会话 s ,节点 i 从可用的下一跳集合 $\{\text{ns1}, \text{ns2}, \dots, \text{nsk}\}$ 中寻找离 s 的目的节点最近的节点,并计算每条链路的可用容量 $\alpha(i, j)$, 其中 $j \in \{\text{ns1}, \text{ns2}, \dots, \text{nsk}\}$ 。

(2) 从积压会话集合中找到差异积压最大的会话作为 s^* , 寻找 s^* 的下一跳节点 j^* 并将业务发往 j^* 。 j^* 通过如下的公式求得:

$$(s^*, j^*) = \arg \max (U_{ij}^s) \quad (7-6)$$

式中 U_{ij}^s 表示链路 (i, j) 的频谱效用值,注意到 U_{ij}^s 的大小主要依赖于链路 (i, j) 的差异积压,因此,这种路由选择方式通过较少的积压队列,使得更多的频谱资源得到利用,增加了吞吐量。

(3) 当频谱选择、功率分配、确定下一跳节点等操作完成后,节点便能够根据 $U_{ij}^{s^*}$ 值计算获得频谱资源。节点 $U_{ij}^{s^*}$ 的值越大,获得频谱资源和数据传输机会的概率就更高。由于 U_{ij}^s 的大小和节点 i 、节点 j 的等待队列之差 $(Q_i^s - Q_j^s)$ 正相关,即具有较高积压的链路具有更高的频谱效用值,因此这样的链路得到使用的可能性也越高。

上述概率通过调节 MAC 层竞争窗口的大小来发挥作用。发送节点 i 从 $[0, 2^{CW_i-1}]$ 的范围内

产生一个退避计数值 BC_i ，式中 CW_i 表示节点 i 的竞争窗口，它是最优化频谱效用值 U_{ij}^{s*} 的单调减小函数，由下式计算：

$$CW_i = -\alpha \frac{U_{ij}^{s*}}{\sum_{k \in su_i, (k,l) \in \mathcal{E}} U_{kl}^s} + \beta, \quad \alpha > 0, \beta > 0 \quad (7-7)$$

式中， $\sum_{k \in su_i, (k,l) \in \mathcal{E}} U_{kl}^s$ 代表所有竞争节点的频谱效用值之和，发送节点 i 的邻居节点的频谱效用通过旁听 CCC 上的控制包获得。相对于退避计数值较大的节点，具有较小退避计数值的节点将获得更高的优先权来得到资源以传输数据。通过该机制，业务积压和频谱资源更多的队列将获得更多的数据传输机会。

理论分析和仿真结果显示 ROSA 算法在网络吞吐量和数据时延方面优于现有相关算法。

7.1.3 基于相遇节点跨层感知的机会网络高效低时延路由协议

为了弥补现有基于 Epidemic 机制的路由协议在相遇节点感知和数据分组交换方面的不足，我们在机会网络路由协议的优化中引入跨层设计的思想，通过物理层和网络层的跨层信息共享来感知节点的相遇，并据此提出了一种新的路由协议——ERCES（Epidemic Routing based on Cross-layer Encountered Sensing）^[6]，达到了降低相遇节点感知时延和减少开销的效果。

1. 现有基于 Epidemic 机制的路由协议的不足

根据研究，我们发现现有基于 Epidemic 机制的机会网络路由协议存在以下不足：

- (1) 通过节点周期性发送 Hello 分组来进行节点相遇感知，在感知时间上存在一定冗余；
- (2) 节点将新产生的数据分组逐一交换给邻居，存在通信冗余；
- (3) 节点发送分组后，Hello 分组的发送计时起点没有进行相应调整，有可能增加一些不必要的 Hello 分组发送；
- (4) 节点缓存中存在可以删除的数据分组。

为了弥补上述不足，我们提出了下文所述的新机制。

2. ERCES 协议的新机制

在我们提出的 ERCES 协议中，包含以下新机制。

(1) 跨层感知相遇节点

当节点的物理层侦听到其他节点发出的信号载波，则立即通过跨层信息共享的方式向网络层报告；网络层判断节点相遇事件发生后，即广播 1 个 SV 分组；于是，相遇节点双方进入数据分组交换流程；这样就能够克服节点不能及时感知相遇节点的问题，有助于降低节点相遇感知延迟和数据分组传输时延。为避免对同一节点相遇事件的重复多次报告，物理层报告节点相遇之后就关闭报告功能，直到网络层发送信号将该功能开启。

(2) 节点相遇后立即广播新产生的数据分组

一个节点如果判断出与其他节点相遇条件（收到物理层跨层报告 \cup 收到相遇节点发送的 Hello 分组）成立，则立即广播它在最近两次（即“上一次和本次”）节点相遇之间新产生的数据分组，这样可以使节点避免与邻居逐一交换新数据分组，从而减少数据分组的交互次数，降低数据分组的转发开销和时延。

(3) 收到 SV 分组后优先发送目的节点为对方的数据分组

若节点收到相遇节点的 SV 分组，会立即将目的节点为相遇节点的数据分组发送给对方，然后才发送 Request 分组。这种新机制拟在解决“先发送 SV 分组会影响数据分组时延和成功率”的问题，有利于降低数据分组的端到端时延和提高传送成功率，而且能够避免在收到 SV 分组之前发送数据分组引起的重复发送问题。

(4) 动态自适应发送 Hello 分组

在现有使用 Hello 分组的路由协议中，每当计时周期 T 到达时节点的网络层会清零 Hello 分组发送计时器并广播 Hello 分组；而在 ERCES 协议中，网络层在收到 MAC 层的跨层信息后会将 Hello 分组发送计时器清零并重新计时。这种结合跨层信息动态调整发送计时起点的方式能够避免 Hello 分组的不必要发送，节约无线网络信道资源和节点资源（见图 7-3）。

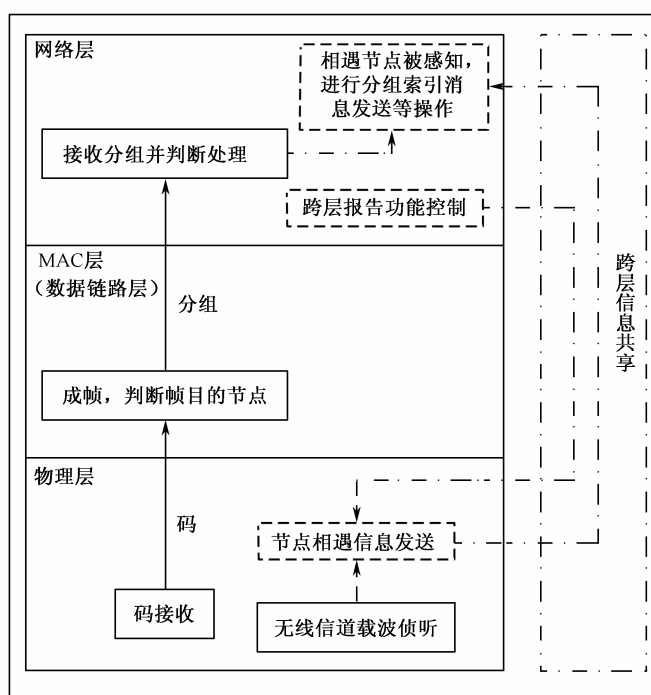


图 7-3 跨层感知协同操作

(5) 借助 SV 删除节点缓存中已到达目的节点的数据分组

节点收到相遇节点的 SV 分组后，将根据其中的 SV，把满足条件（目的节点为相遇节点 \cap 两节点同时存有）的数据分组从本节点的网络层缓存中删除，从而能够有效清理缓存，节省节点的存储空间。

3. ERCES 协议的操作步骤

ERCES 协议的操作步骤具体如下。

步骤 1：每个节点的网络层在 1 跳范围内以周期 T 广播 Hello 分组，其中含有节点的 IP 地址。

步骤 2：节点的物理层能够通过载波侦听手段侦测其他节点发出的信息，若侦测到这样的信息，则立即通过跨层信息共享的方式报告网络层，实现网络层对相遇节点的跨层感知，然后关闭

跨层报告功能。

步骤 3: 网络层记录物理层的跨层报告功能的开关状态, 若 {跨层报告功能状态为“关”} \cap {Hello 分组发送计时周期 T 到达}, 则立即向物理层发送 1 个“开”信息, 启动物理层的跨层报告功能, 并且向下发送一个 Hello 分组。

步骤 4: 在感知相遇节点后, 立即广播新产生的数据分组。若通过跨层的方式感知相遇节点, 则在广播新产生的数据分组之后, 立即产生一个 SV 分组并在 1 跳范围内广播 (以便通知未感知到的邻居); 同时, MAC 层在每发送完 1 帧 (数据帧或控制帧) 之后, 都会立即跨层通知网络层将 Hello 分组发送计时器的值清零以重新计时。

步骤 5: 若一个节点收到邻居节点发出的 SV 分组, 则将满足条件 {目的节点为对方} \cap {双方共同缓存} 的数据分组从自己的缓存中删除; 然后, 通过 RV 分组将满足 {自己未存储} \cap {对方已存储} 的数据分组的信息发送给对方。

步骤 6: 若节点收到 RV 分组, 则将请求发送的数据分组发送给邻居节点; 同时, 将已到达目的节点的数据分组从缓存中删除, 但保存它们的索引信息以供更新其他节点的分组缓存。

4. ERCES 协议的计算复杂度分析

设机会网络的覆盖面积为 S , 节点数为 N , 节点的通信半径为 r 、平均运动速度为 v , 数据产生平均速率为 p , 网络运行时间为 T 。以下从时间复杂度、存储复杂度和通信复杂度 3 个方面推导 ERCES 协议的计算复杂度。

(1) 时间复杂度

由条件可知节点的度 D 为

$$D = \pi r^2 N / S - 1 \quad (7-8)$$

一个数据分组在最极端的情况下需要经过 $N-1$ 次转发才能到达目的节点, 即需要与 $N-1-D$ 个节点相遇。假设节点在网络中均匀分布, 则节点间的平均距离为 $(S/N)^{1/2}$, 则节点在最极端情况下需要运动的距离 d 为

$$d = (N-1-D) \times \sqrt{S/N} \quad (7-9)$$

消耗的时间 t 为

$$t = (N-1-D) \times \sqrt{S/N} / v \quad (7-10)$$

则时间复杂度 C_t 为

$$C_t = O((S\sqrt{N} - \pi r^2 \sqrt{N}) / v\sqrt{S}) \quad (7-11)$$

(2) 存储复杂度

节点在网络运行 t 之后存储的数据分组与 p 、 T 、 N 等参数正相关, 存储复杂度 C_s 为:

$$C_s = O(pTN) \quad (7-12)$$

(3) 通信复杂度

由于一个数据分组在最极端的情况下需要经过 $N-1$ 次转发才能到达目的节点, 因此通信复杂度 C_c 为:

$$C_c = O(N) \quad (7-13)$$

最后, 我们使用 OPNET 仿真软件对 ERCES 协议及其相关协议进行了仿真和比较, 仿真结果显示 ERCES 协议降低了相遇节点间的感知时间和数据分组的平均端到端时延。

7.1.4 基于跨层设计的无线传感器网络节能双向梯度路由协议

针对现有无线传感器网络梯度路由协议在下行路由创建过程和能量更新机制中存在冗余控制开销的问题,我们提出了一种采用跨层设计和功率控制机制、具有节能功能的双向梯度路由协议 CEBR (Cross-layer Energy-efficient Bidirectional Routing)^[7]。CEBR 协议无须使用专门的控制分组,采用源路由方式以较小开销建立从 Sink 节点通往传感器节点的下行路由;通过跨层信息共享,定期采集节点剩余能量信息并按需发布;设计使用含跳数和节点剩余能量的合成路由度量标准,减少节点能量和网络带宽消耗的同时均衡节点能耗;结合 RSSI (Received Signal Strength Indication) 测距实现节点发射功率控制从而在数据及查询分组发送过程中节约节点能量。

1. 现有无线传感器网络梯度路由协议的问题

通过研究,我们发现现有无线传感器网络梯度路由协议存在以下问题:

(1) 大多数现有协议在路由建立阶段仅建立了上行路由,无法支持 Sink 节点查询功能,而个别建立了下行路由的协议存在开销过大的问题;

(2) 选用能量和跳数作为上行路由选择标准时存在能量信息更新不及时和开销过大的问题;

(3) 下行路由选择时没有考虑能量因素,无法实现节点能耗均衡。

为解决上述问题,我们在提出的 CEBR 协议中设计了下文所述的新机制。

2. CEBR 协议的新机制

CEBR 协议包含了一种结合 RSSI 和功率控制的节能新机制,其基本思路是通过 RSSI 测得节点距离,在数据分组或查询分组发送过程中根据节点距离调整发射功率,不用每次都使用最大发射功率,从而节约能量。该机制的操作思路具体如下:

(1) 节点在接收分组的过程中,物理层跨层向网络层报告接收功率值,网络层根据 RSSI 机制计算出与邻居节点的距离并存储在邻居距离表中。

(2) 节点向邻居发送分组时,先在邻居距离表中查出自己与邻居的距离,然后查找预先建立的“距离-发射功率表”确定发射功率值,并将该值跨层传送给物理层,物理层据其调整发射功率后将分组发送给邻居。

3. CEBR 协议的操作

CEBR 协议的操作包含路由创建、数据分组传输和节点能量信息的跨层获取、发布和更新三个阶段;而路由创建阶段又由上行、下行路由创建两部分组成。

1) 路由创建

(1) 上行路由创建过程

Sink 节点以 Flooding 方式在全网广播上行路由创建分组;该分组中包含节点 ID、节点距离 Sink 节点的跳数 TTL 以及节点剩余能量 Residual Energy 等。传感器节点收到上行路由创建分组后根据其中信息获得自己到 Sink 节点的梯度并建立上行路由。具体步骤如下:

① 初始化时, Sink 节点跳数 (TTL) 设置为 0,其他节点跳数 (TTL) 设置为无穷大。Sink 节点以通信半径 R 广播一个上行路由创建分组。

② 传感器节点 i 收到节点 n 广播的上行路由创建分组时, 根据 RSSI 测距计算出与 n 的实际距离 d_{in} 并保存在邻居距离表中, 然后根据路由创建分组的信息进行如下处理: (a) 若 $TTL_i > TTL_n + 1$ 。则置 $TTL_i = TTL_n + 1$, 并清空现有上行路由表内容, 保存节点 n 的 ID、 TTL_n 和剩余能量; 然后将上行路由创建分组中的相应值更新为自己的信息广播给邻居节点。(b) 若 $TTL_i = TTL_n + 1$, 则只在上行路由表中添加节点 n 的 ID、 TTL_n 和剩余能量, 并将收到的上行路由创建分组丢弃。(c) 若 $TTL_i < TTL_n + 1$, 则不做任何处理并将上行路由创建分组丢弃。

(2) 下行路由创建过程

下行路由创建过程中采用源路由方式, 无须专门的控制分组, 从而减小网络开销。具体步骤如下。

① 每个传感器节点在发往 Sink 节点的第 1 个数据分组的头部建立一个长度根据梯度预定且可变的路由中继表, 依次记录该数据分组经过的中继转发节点的 ID, 并实时更新分组经历的跳数信息, 直至到达 Sink 节点, 如图 7-4 所示。

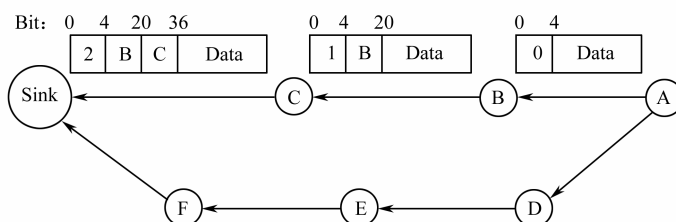


图 7-4 下行路由创建示意

② 当传感器节点收到其他节点发送的第 1 个数据分组时, 先判断自己是否发送或转发过数据分组; 如果是, 则提取出数据分组头部的路由中继表并根据其中的信息更新自己下行路由表的相应表项, 然后将自己的 ID 写入路由中继表并更新路由中继表中的跳数信息, 最后将该数据分组发送给下一跳节点; 如果否, 则只须根据路由中继表中的内容更新自己的下行路由表并更新路由中继表中的跳数信息, 然后将该数据分组发送给下一跳节点。

③ 当传感器节点在预定的时间内, 没有发送或转发任何数据分组, 则向 Sink 节点发送一个不包含内容的数据分组, 该分组头部仍按照步骤①处理。

④ 在上行数据分组传送过程中, 接收数据分组的节点根据数据分组头部信息, 检查下行路由表中是否有到数据分组源节点的路由, 若是, 则更新该路由; 若否, 则在下行路由表中建立到数据源节点的路由。

2) 数据分组传输

数据分组传输阶段的主要操作是分别使用路由创建阶段建立的上行、下行路由传输上行数据分组和下行查询分组; 在选择路由时使用跳数和剩余能量作为标准: 在跳数优先的情况下, 选择剩余能量多的节点为下一跳节点。本文提出一种新的路径长度度量机制——合成跳数, 用 H_c 表示, 其定义为:

$$H_c = TTL_c + (E_i - E_r) / E_i \quad (7-14)$$

式中, TTL_c 表示节点距离 Sink 节点的跳数, E_r 表示节点的剩余能量, E_i 表示统一的节点初始能量。

因为

$$E_i \geq E_r \geq 0$$

所以

$$0 \leq (E_i - E_r) / E_i \leq 1$$

$$\Rightarrow \text{TTL}_c \leq H_c \leq \text{TTL}_c + 1 \quad (7-15)$$

节点选择 H_c 小的邻居作为下一跳。从式 (7-15) 可看出：在 TTL_c 相等的情况下，剩余能量 E_r 大，则合成跳数 H_c 小，节点被选中的概率增大，从而有助于实现节点能耗均衡，延长网络生存期。

当节点 i 有分组需要发送时，先查找自己的路由表，找出合成跳数 H_c 最小的节点（设为 j ），并在邻居距离表中查找出与该节点的实际距离 d_{ij} ，然后根据 d_{ij} 调整发射功率，将分组发送给 j 。

3) 节点能量信息的跨层获取、发布和更新

传感器节点定时在物理层测得自己的剩余能量值，然后通过跨层报告功能将能量信息报告给网络层和 MAC 层，更新原来存储的剩余能量信息。在跳数优先的情况下，选择剩余能量多的节点作为下一跳节点。跨层信息共享示意如图 7-5 所示。

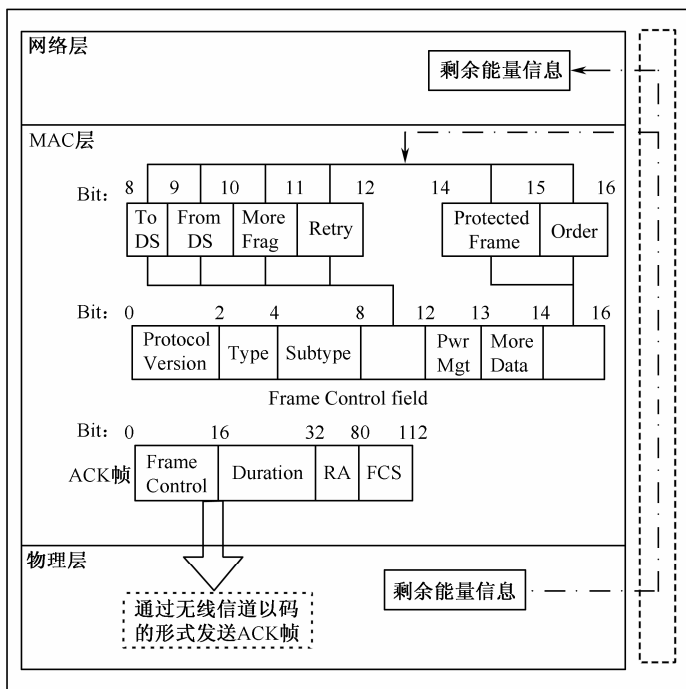


图 7-5 跨层信息共享示意

我们在协议中设计了一种结合 RSSI 和功率控制的节能机制^[7]，其基本思路是通过 RSSI 测得节点距离，在数据分组或查询分组发送过程中根据节点距离调整发射功率，不用每次都使用最大发射功率，从而节约能量。

4. CEBR 协议性能分析

我们对 CEBR 协议的性能进行了深入分析，得到了如下引理。

引理 1：如果传感器节点向 Sink 节点发送一个数据分组，CEBR 在传输路径上消耗的能量小于 MHRP 和 ER-MHL。

证明：设 C_C 、 C_M 和 C_E 分别表示 CEBR、MHRP 和 ER-MHL 在同样网络拓扑情况下节点 i

发送一个数据分组给 Sink 节点时, Sink 节点收到数据分组时整个传输路径上消耗的能量。式中, l_D 表示数据分组长度, l_A 表示 ACK 分组长度。

$$C_C = \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_D, d) + E_{\text{Rx}}(l_D, d)] \quad (7-16)$$

$$C_M = C_E = \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_D, d) + E_{\text{Rx}}(l_D, d)] + \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_A, d) + E_{\text{Rx}}(l_A, d)] \quad (7-17)$$

由式 (7-16)、式 (7-17) 可知:

$$\begin{aligned} C_M - C_C &= \text{TTL}_i [E_{\text{Tx}}(l_A, d) + E_{\text{Rx}}(l_A, d)] > 0 \\ \Rightarrow C_M &= C_E > C_C \end{aligned}$$

于是可知: 传感器节点向 Sink 节点发送一个数据分组时, 其传输路径上消耗的能量 CEBR 小于 MHRP 和 ER-MHL。证毕。

引理 2: 如果 Sink 节点向传感器节点发送一个查询分组, CEBR 在传输路径上的能量消耗不大于 MHRP 和 ER-MHL。

证明: 设 Q_C 、 Q_M 和 Q_E 分别表示 CEBR、MHRP 和 ER-MHL 在具有同样网络拓扑情况下 Sink 节点向节点 i 发送一个查询分组, 节点 i 接收到查询分组时整个传输路径消耗的能量, 式中 l_Q 为查询分组长度, m 为网络节点数。

$$Q_C = Q_M = (\text{TTL}_i - 1) E_{\text{Tx}}(l_Q, d) + \text{TTL}_i E_{\text{Rx}}(l_Q, d) \quad (7-18)$$

$$Q_E = (m - 1) E_{\text{Tx}}(l_Q, d) + m E_{\text{Rx}}(l_Q, d) \quad (7-19)$$

由式 (7-18)、式 (7-19) 知:

$$Q_C - Q_E = (\text{TTL}_i - m) [E_{\text{Tx}}(l_Q, d) + E_{\text{Rx}}(l_Q, d)]$$

无线传感器网络中有网络节点数不小于网络最大跳数, 即有

$$m \geq \text{TTL}_{\max} \geq \text{TTL}_i$$

$$Q_C - Q_E = (\text{TTL}_i - m) [E_{\text{Tx}}(l_Q, d) + E_{\text{Rx}}(l_Q, d)] < 0 \Rightarrow Q_C = Q_M \leq Q_E$$

由此可以得出结论, 在 Sink 节点发送一个查询分组时, 传输路径上的能量消耗 CEBR 不大于 MHRP 和 ER-MHL。证毕。

7.2 网络编码

网络编码 (Network Coding, NC) 的提出是通信领域的一项重大突破, 它融合了编码和路由的概念, 通过允许网络节点对数据信息进行编码组合, 使网络节点兼具了路由功能和编码功能。网络编码技术能够有效解决多种使用单一路由所无法解决的问题, 如寻找组播会话中的最大吞吐量。特别是对于无线网络, 网络编码可以充分利用无线信道的广播特性来传输编码后的数据分组给网络中所有的邻居节点, 应用起来较为有利和方便。因此, 网络编码技术被越来越多应用于无线网络的各个层面, 在路由、信息安全和网络管理等领域都具有广泛的应用前景。

7.2.1 网络编码的基本原理

网络编码的核心思想为：具备编码条件的网络节点对接收到的信息进行编码，然后传输给下一级网络节点，收到信息的下一级节点如果也具备编码条件，则对其接收到的信息按照同样的方式进行处理和传输，依此反复，直到所有经过处理后的信息都汇聚到信宿节点。然后信宿节点通过译码恢复出原始的信息。

我们以“蝴蝶网络”拓扑为例来阐述网络编码的基本原理。图 7-6 所示为一个单信源二信宿的蝴蝶网络，S 是信源节点，Y 和 Z 是两个信宿节点，其余的点均为中间节点。假设每条链路的容量都为 1，即单位时间内每条链路传输的信息为 1 bit，源节点 S 要将 2 bit 的信息 a 和 b 沿着两条独立的路径传送给 Y 和 Z。按照“最大流最小割”定理，该组播网络最大理论传输容量为 2，即在理论上信宿节点 Y 和 Z 能同时收到信源发出的 a 和 b 这两个单位的信息。如果采用图 7-6 (a) 所示的传统路由方法，节点 W 执行存储和转发操作，但是节点 W 只能转发来自链路 TW 和 UW 中的一个信息 a 或 b。假定 W 转发 a，则链路 WX、XY、XZ 传输的信息都是 a。虽然信宿 Z 能够收到 a 和 b，但是信宿 Y 只能收到 a，Y 和 Z 无法同时收到 a 和 b，因此该组播不能实现最大容量传输。如果采用图 7-6 (b) 所示的网络编码方法，节点 W 对输入的信息 a 和 b 进行模二加运算，然后将 $a \oplus b$ 经链路 WX 进行传输，最后经 X 节点广播至信宿节点 Y 和 Z。节点 Y 收到 a 和 $a \oplus b$ ，通过译码操作 $a \oplus (a \oplus b)$ 解出 b，同理节点 Z 通过译码操作 $b \oplus (a \oplus b)$ 解出 a。最终两个信宿节点同时获得了 a 和 b，从而实现了组播的理论最大传输容量。

从上文可看出网络编码不同于传统路由方式之处在于网络中间节点的信息处理方式。下面我们给出网络编码的抽象数学描述。首先定义网络 $G=(V, E)$ 中各个边上的函数映射，对边集 E 中的每条边 $e=(v, v')$ ，存在一种映射：

$$f_e : \prod_{e \in \Gamma_I(v)} F_{2^m} \rightarrow F_{2^m} \quad (7-20)$$

其每条边都对应这样一个映射，网络中的节点把它所有输入边上的信息通过映射然后从输出边传出去。信宿节点 v 为了正确得到所需信息，对

$$\forall Z(v, i) \in \psi(v), g_{v,i} : \prod_{e \in \Gamma_I(v)} F_{2^m} \rightarrow F_{2^m} \quad (7-21)$$

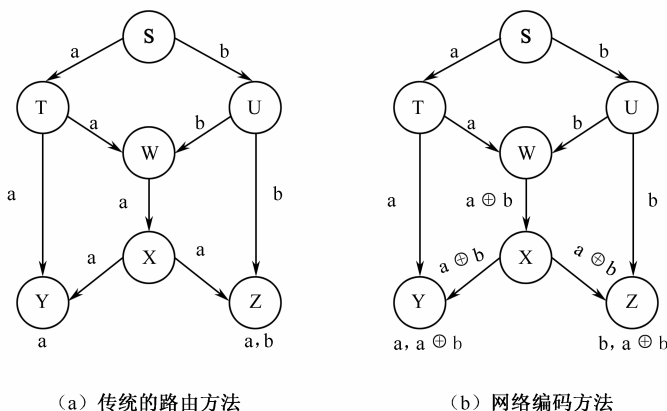


图 7-6 单信源二信宿的蝴蝶网络

映射 $g_{v,i}$ 是对应于目的节点 v 的第 i 个所需信息的译码函数, 它从此目的节点输入边上所传输的信息中恢复出所需信息。如果存在编码函数 f_e 和译码函数 $g_{v,i}$, 使 $\Omega(v, v') \Psi(v)$, 则称通信网络 $(v, v', \Omega(v, v'))$ 是可解的, 同时称编码函数 f_e 和译码函数 $g_{v,i}$ 是此网络的一组解^[8]。

7.2.2 网络编码的优点

虽然网络编码最早是为有线网络中的组播通信提出的, 旨在取得较路由组播更好的网络吞吐量。但随着研究的深入, 网络编码其他方面的优点也体现出来, 如均衡网络负载、降低节点能耗等^[9]。网络编码具有的优点主要如下。

1. 改善网络吞吐量

改善吞吐量是网络编码最突出的优点。无论是均匀链路还是非均匀链路, 网络编码均能够获得更高的组播容量, 而且对于节点平均度数越大, 网络编码在网络吞吐量上的优势越明显。从理论上可证明: 如果 Ω 为信源节点的符号空间, $|V|$ 为通信网络中的节点数目, 则对于每条链路都是单位容量的通信网络, 基于网络编码的组播的吞吐量是路由组播的 $\Omega(\log|V|)$ 倍^[10]。

2. 均衡网络负载

网络编码组播可有效利用除组播树路径外其他的网络链路, 可将网络流量分布于更广泛的网络上, 从而均衡网络负载。图 7-7 (a) 所示的组播通信网络, 其各链路容量为 2。图 7-7 (b) 表示的是传统的基于组播树的路由组播, 为使各个信宿节点达到最大传输容量, 该组播共使用 SU、UX、UY、SW 和 WZ 共 5 条链路, 且每条链路上传输的可行流为 2; 图 7-7 (c) 表示的是基于网络编码的组播路由方式, 假定信源节点 S 对发送至链路 SV 的信息进行模二加操作, 则链路 SV、VX 和 VZ 上传输的信息均为 $a \oplus b$, 最终信宿 X、Y 和 Z 均能同时收到 a 和 b 。容易看出, 图 7-7 (c) 所示的网络编码组播所用的传输链路为 9 条, 比图 7-7 (b) 的组播树传输要多 4 条链路, 即利用了更广泛的通信链路, 因此均衡了网络负载。网络编码的这种特性, 有助于解决网络拥塞等问题。

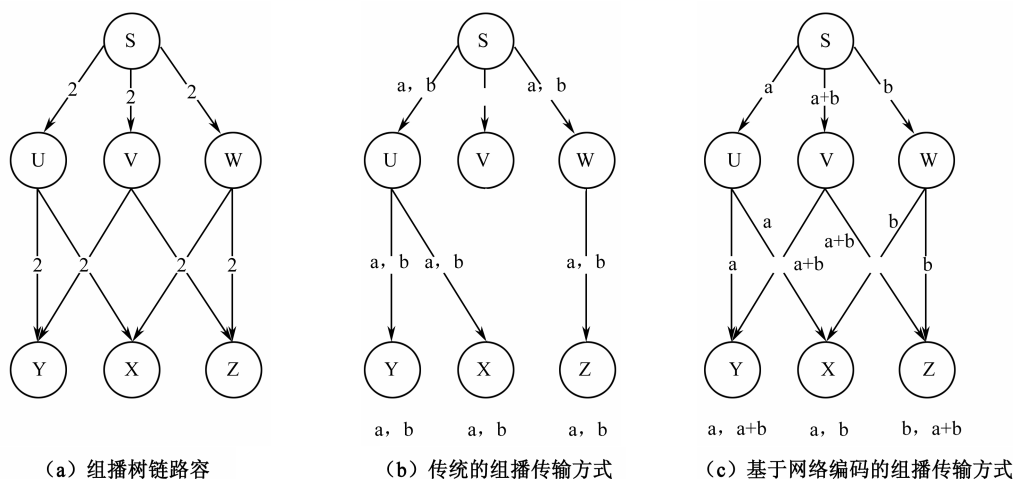


图 7-7 网络编码用于均衡网络负载

3. 降低节点能耗

在无线网络通信中,节点的能耗主要集中在数据的发送与接收过程,而节点内部的处理开销则相对较少。因此通过减少数据的发送次数,可以有效降低节点能量消耗。如图 7-8 所示,基于网络编码的数据转发方法中,中间节点通过将不同源节点的数据进行异或编码后转发,可以有效减少信息的发送次数。

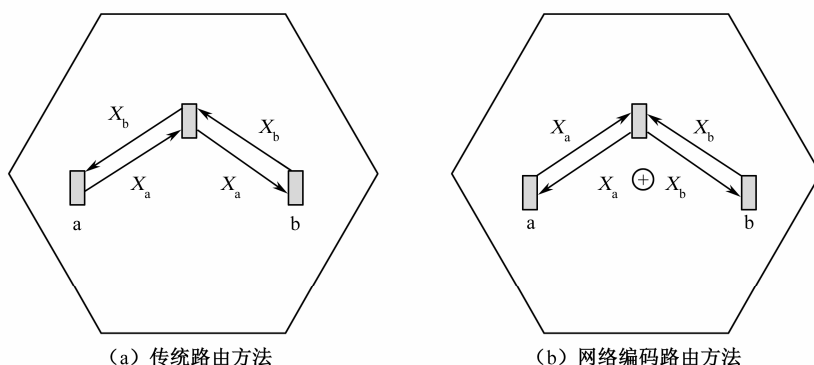


图 7-8 传统数据转发方式和基于网络编码的数据转发方式对比

在无线环境中,节点的能量是有限的,所以其能量消耗一直是研究的重点和难点。减少传输次数肯定会减少节点能量的消耗,从而就达到了延缓电池耗尽的目的。同时,减少数据的传输次数可以减少占用网络带宽的时间,这样就可以利用节省的网络带宽进行新的传输,提高了网络带宽使用率。在无线自组织网络中,使用网络编码减少节点的发送次数,可以有效缓解网络能量的消耗,延长节点的寿命,同时还能提高网络带宽的使用率。

4. 提高网络的安全性

网络编码技术在中间节点对数据进行了编码处理,即使数据信息在链路上被窃取,由于没有获取足够的可解码信息,也无法恢复出原始数据,从而保证了网络中数据传输的安全性。由于网络编码在执行过程中对数据进行了伪装,而且能够有效地承载数据,因此增强了信息的安全性,相比于传统加密技术在网络上传输不可破译的协议流更为安全。

7.2.3 基于 MAODV 协议的网络编码方案

根据移动 Ad Hoc 网络组播路由协议 MAODV (Multicast Ad Hoc On-demand Distance Vector Routing protocol) 的特点,我们将网络编码策略引入了 MAODV 协议,提出一种基于 MAODV 的网络编码方案^[1],该方案的主要内容包括编码机会的确定、网络编码节点选取、编解码数据包处理以及设置节点数据缓存。

1. 网络编码机会的确定

在运行 MAODV 协议的移动 Ad Hoc 网络中,当有两个组播组成员需要向组播网络发送组

播数据，并且这两个组播组成员不是上下游节点时，有可能存在网络编码的机会。此时，可以在组播网络中选择合适的组播树的成员，由该成员对组播数据进行编码处理，而这个成员就是编码节点。

2. 网络编码节点的选取

如果一个节点位于发送数据的两个组播组成员之间的最短路径上，并且该节点只有一个下游节点，这时，可以将该节点选为编码节点。下面结合图 7-9 用一个实例来说明网络编码策略。

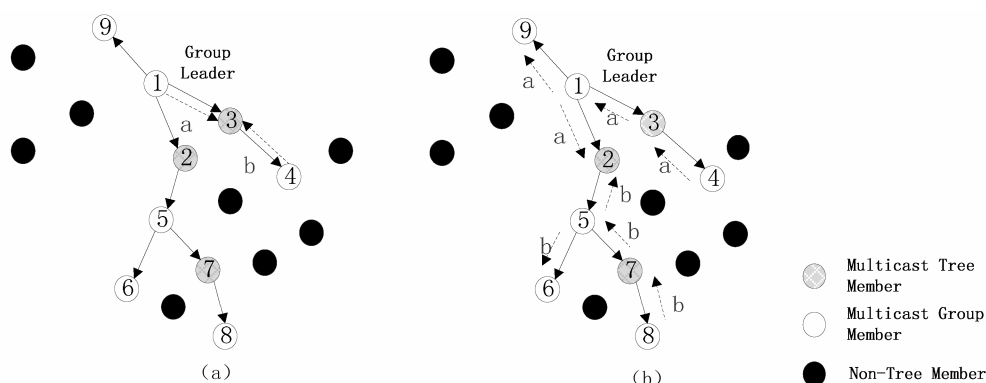


图 7-9 网络编码在 MAODV 组播路由协议中的应用

如图 7-9 所示的运行 MAODV 的移动 Ad Hoc 网络中，节点 1 是组播组组长，节点 2、3 和 7 是组播树成员，节点 4、5、6、8 和 9 是组播组成员。当组长 1 和组播网络中的任意一个组播组成员向这个网络发送组播数据，并且这个组播组成员不是组播组组长的下游节点时，可以在这个组播网络中寻找编码机会和编码节点。根据设计的网络编码策略，可以选取在发送组播数据的组播组成员到组播组组长这个树枝上的只有一个下游节点的组播树的成员进行网络编码。如图 7-9 (a) 所示，当组长 1 和组播组成员 4 向这个组播网络组播数据包 a 和 b 时，组播树成员 3 符合编码节点的条件，因此由节点 3 进行网络编码，由节点 1 和节点 4 进行解码，然后数据包 a 和 b 可以组播至整个组播网络。这样在组播树成员 3 处就可以减少发送次数。

但是，在上述的网络编码策略中，还存在一个问题：当多个数据包被编码节点编码成新的数据包并被发送到接收节点时，需要判断出它是否为编码包，如果是则需对其进行解码。为此，需要进一步提出网络编码处理策略。

3. 网络编码处理策略

我们设计的网络编码处理策略以一种新数据包为基础，该新数据包的格式具体如图 7-10 所示。

数据包各个字段的含义如下：

Type: 报文的类型。数据包报文的类型也为 5。

E: 是否编码。0 代表没有编码，1 表示已经编码。

D: 是否解码。0 代表已解码，1 表示未解码。

SRC_list: 数据源地址列表，代表数据包来自哪个节点，多个数据包具有多个源地址，编

码后构成一个数据源地址列表。

data_packet_id_list: 数据包序列号列表，它和数据源地址列表一一对应，可以确定编码包的信息。

PreviousHop: 上一跳地址。

NextHop: 下一跳地址。

DATA: 数据。它表示数据包里的数据。当 E 为 1 时为编码后的数据。

Type	E	D
SRC_list		
data_packet_id_list		
PreviousHop		
NextHop		
DATA		

图 7-10 网络编码数据包格式

网络编码处理策略具体如下：当数据包编码后，把“E”这个标识符置为 1，表示数据包处于“已编码”状态，而后可以进行解码。数据包源地址列表和数据包序列列表确定了参与编码的数据包，所以可以根据源地址列表和数据包序列列表来进行解码。下面通过一个具体例子来阐明网络编码处理策略。

在图 7-9 (b) 所示的组播网络中，组播组成员 2 是编码节点，它可以把具有不同源地址的数据包进行编码，即把收到的数据包 a 和数据包 b 进行编码。针对新设计的数据包，在编码数据包中，它首先将编码数据包中的“是否编码”标识符即“E”标识符设置为 1，即“已编码”状态，再从两个原数据包中提取出源地址、包序列号和数据，对数据进行编码处理后把它们分别装入编码包中，最后再广播发送出去。当组播组成员 1 和 5 接收到“已编码”状态的数据包时，节点 1 从编码包中提取出源地址列表和数据包序列号，并与自己所记录的已收到数据包的源地址和数据包序列号进行对比，如果对比符合，则用节点记录的数据信息进行解码，由于节点 1 已经有对数据包 a 的记录，则可以用它来对编码包 $a \oplus b$ 进行解码，最后它就可以通过解码得到 $a \oplus (a \oplus b)$ 即数据包 b。同理，节点 5 也可以进行解码。根据上述网络编码处理策略，节点就能成功判断出收到的数据包是否为编码包，并进行解码。

理论分析和仿真结果表明：在移动 Ad Hoc 网络的组播中使用网络编码策略，能够减少数据包的发送次数，降低数据转发开销和节点能量消耗，延长移动 Ad Hoc 网络的寿命。

7.2.4 基于网络编码的机会网络高效路由协议

根据我们的研究，机会网络 Epidemic 路由协议在提高分组投递率、缩短数据传输时延的同时也引入了大量冗余数据分组副本，网络资源消耗较为严重；而且该协议对网络拓扑信息利

用不足, 在分组交换的过程中存在冗余, 易导致数据传输时延增加和网络开销增大。针对上述问题, 我们提出了一种基于网络编码的机会网络高效路由协议——NCBER (Network Coding Based Epidemic Routing)^[12]。NCBER 协议在传送数据分组的过程中使用一种主动异或网络编码的新机制, 优先发送目的地址为相遇节点的数据分组; 并且将侦听到的不可解码的编码分组进行存储, 以便用于后续解码和减少数据分组的请求数量。因此, 该协议能够有效减少数据分组的转发次数, 降低网络开销, 缩短数据分组传输时延, 降低节点能耗。

1. NCBER 协议的新机制

为了达到减少数据分组的转发次数和减小其传输时延的效果, 我们在 NCBER 协议中设计了以下新机制。

(1) 主动异或网络编码

在机会网络中, 当至少有 3 个节点处于同一连通域内时, 存在使用异或网络编码的条件, 如图 7-11 所示, 在节点 A 可以进行异或网络编码。为了增加网络编码机会, 我们设计了一种主动编码的新机制: 当节点 A 收到 Request_B 后, 不是立即发送 B 所需数据分组给节点 B, 而是通过等待一段时间 (时间长度阈值 T 根据网络条件确定), 主动地寻求网络编码机会。如果在 T 内, 节点 A 收到了节点 C 发来的 Request_C, 则将需要分别传送给 B 和 C 的数据分组进行异或网络编码后同时发送给 B 和 C, 从而减少数据分组发送次数, 提高分组投递效率等。

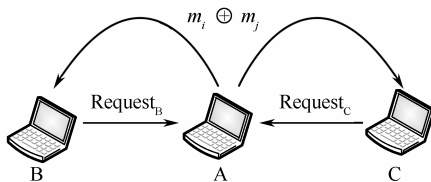


图 7-11 NCBER 协议数据交互模型

等待时间阈值 T 的物理含义为当节点 A 收到 Request_B 后, 延迟发送 B 所需数据分组的最长时间。为了尽可能多地寻求编码机会, 同时又保证 B 所需数据分组的成功投递, 根据节点传输数据的时间 (设节点获取信道资源的概率相等) 加上等待时间不能大于相遇节点, 相互处于通信范围的最短时间的原则, 我们定义等待时间阈值 T 为:

$$T = \frac{R - d}{2V_{\max}} - N(S_F + t_{\max})(D + 1) \quad (7-22)$$

式中, R 表示节点通信半径; d 表示两节点之间的距离, 可由 RSSI (Received Signal Strength Indicator) 机制测得; V_{\max} 表示节点移动的最大速率; N 表示需要发送给节点 A 的数据分组数; S_F 表示信道中两帧之间的间隔; D 表示节点度; t_{\max} 表示发送最长的数据帧所需要的时间, 其值为

$$t_{\max} = \frac{N_{\max}}{R_0} + \tau_1 + \tau_2 \quad (7-23)$$

式中, R_0 为数据速率, τ_1 和 τ_2 分别为传输 Preamble 字段和 SIGNAL 字段所需时间, N_{\max} 为每帧传输的最大比特数。

(2) 优先传送目的地址为相遇节点的数据分组

当节点 A 收到节点 B 发送的 Request_B 后, 查找对应的待发送的数据分组中是否有目的地址为 B 的; 如果有, 则将该分组直接发送给节点 B, 而不参与网络编码; 否则, 寻求网络编码机会。这就可以更充分地利用节点之间短暂的接触机会进行数据投递, 提高投递效率, 缩短投递时延等。

(3) 侦听并存储不可解码的编码分组

NCBER 协议中维护了个编码分组列表, 用于将侦听到的不可解码的编码分组进行存储。列表中的每个表项对应参与编码的各原始数据分组的索引信息。通过存储不可解码的编码分组, 将其用于后续解码, 可以有效减少数据分组的请求数量, 提高分组投递效率, 缩短分组投递时延等。

2. NCBER 协议的主要操作步骤

步骤 1: 节点 A 周期性广播 Hello 消息进行邻居发现。在一个周期内, 如果节点 A 没有收到任何一个邻居节点 B 回复的 SV_B , 则在该周期结束后, 启动下一周期的邻居发现过程; 否则, 进入下一步。

步骤 2: 节点 A 发送自己的 SV_A 给节点 B; 节点 A 确定要请求的数据分组, 并查找编码分组列表: 对于每一个待请求的数据分组 (如 P_1), 如果可以通过它来解码出其他几个待请求的数据分组 (如 P_2 和 P_3), 则不再向节点 B 请求这些分组 (P_2 和 P_3)。之后节点 A 向节点 B 发送 Request_A , 请求自己缓存中没有而节点 B 有的部分数据分组。

步骤 3: 节点 A 收到 Request_B 后, 启动等待时间 T 并确定待发送的数据分组集合 M_B ; 然后节点 A 查找该集合中的数据分组的目的地址是否有到节点 B 的, 如果有, 则将这部分分组优先发送, 如果没有, 则进入下一步。

步骤 4: 如果在等待时间 T 内, 节点 A 没有收到另一邻居节点 C 发送的 Request_C , 则直接发送 M_B 中剩余的数据分组给 B; 否则, 进入下一步。

步骤 5: 如果节点 A 在等待时间 T 内收到了另一个邻居节点 C 发送的 Request_C , 则确定待发送的数据分组集合 M_C ; 然后节点 A 查找该集合中的数据分组的目的地址是否有到节点 C 的, 如果有, 则将这部分分组优先发送, 如果没有, 则进入下一步。

步骤 6: 节点 A 将数据分组集合 M_B 和 M_C 中剩余的分组用于生成编码矩阵, 之后按照参考文献[13]的编码方法将待发送的数据分组副本进行网络编码操作。

步骤 7: 如果节点 A 收到原始数据分组, 则更新 SV 并查找编码分组列表, 执行相应解码; 解码出的原始数据分组重复该步骤, 并更新编码分组列表, 直至不可解码。

步骤 8: 如果节点 A 收到编码分组, 则执行相应的解码操作, 还原出原始数据分组并重复步骤 7 操作; 如果编码分组不可解码, 则查找并更新编码分组列表, 存储该编码分组。

3. NCBER 协议性能分析

我们从理论上分析了 NCBER 协议的数据分组转发次数和计算复杂度, 具体如下。

(1) **引理 1:** 在达到相同的数据分组扩散的前提下, 使用网络编码可以有效减少数据分组转发次数。

证明: 假设链路为无损链路, 数据分组可以实现成功投递; 节点 A 需要分别传送给节点 B

和 C 的数据分组集合分别为 M_B 和 M_C (分组个数为 N_B 和 N_C)；节点 A 需要同时传送给节点 B 和 C 的数据分组集合为 M_{BC} ($M_{BC}=M_B \cap M_C$ ，且分组个数为 N_{BC})；且 $0 < N_B \leq N_C$ 。ER 协议所需要的转发次数为：

$$N_{ER} = N_B + N_C \quad (7-24)$$

根据 NCBER 协议操作，可以得出使用网络编码之后所需要的转发次数为：

$$N_{NCBER} = N_{BC} + (N_B + N_{BC}) + (N_C + N_{BC} - (N_B - N_{BC})) \quad (7-25)$$

上式中，第 1 个等号右端第 1 项为节点 A 将 M_{BC} 中的数据分组 P_{BC} 直接广播给节点 B 和节点 C 的数据分组转发次数，第 2 项为节点 A 分别逐一提取 M_B 中剩余的数据分组 P_B (此时节点 C 的缓存中已有该分组) 和 M_C 中剩余的数据分组 P_C (此时节点 B 的缓存中已有该分组) 进行异或编码，得到编码组合分组 $P_B \oplus P_C$ ，并将这些编码组合分组广播给节点 B 和节点 C 所需要的转发次数；第 3 项为节点 A 将 M_C 中剩余的数据分组 P_C (此时 $M_B = \emptyset$) 单播给节点 C 所需转发次数。

所以有 $N_{NCBER} < N_{ER}$ ，即 NCBER 协议较 ER 协议的数据分组转发次数少，且减少量为：

$$N_{\Delta} = N_{ER} - N_{NCBER} = N_B \quad (7-26)$$

证毕。

(2) 计算复杂度

NCBER 协议的计算复杂度可以从时间、存储和通信 3 个方面进行表征。NCBER 协议的时间复杂度在初始化后为 $O(d)$ ， d 是用跳数表示的网络直径。设网络节点数为 N ，每个节点产生数据的速率为 v ，网络运行时间为 t 。由于节点不会产生目的地为自己的数据分组，而且当遇到一个节点，虽然须转发的分组会增加，但可以发送并删除目的地为该节点的分组，因此存储复杂度为 $O((N-2)vt)$ 。在最极端的情况下，节点之间需要进行 $N-1$ 次通信才能将数据分组传送到目的节点，因此，通信复杂度在初始化后为 $O(N-1)$ 。

此外，我们所做的一系列仿真实验的结果表明，NCBER 协议较 Epidemic 路由协议和 MRRMR (Message Redundancy Removal of Multi-Copy Routing) 协议具有更高的数据分组传送成功率、更低的数据分组时延和网络开销以及更少的数据分组发送次数。

7.3 绿色节能路由协议

随着信息和通信技术的发展，人们享受到了方便快捷的服务，生活得到了很大改变。但是随着计算机、网络、通信设备的大量使用，以及设备复杂性的日益增加和数据流量的迅猛增长，通信对能量的消耗也迅速增加。在不久的将来，能量问题将成为制约信息和通信技术发展的一个重要瓶颈。

当前，以节能低碳环保为核心的“绿色”理念日渐流行，构建绿色网络已成为网络通信领域的一个热门前沿领域。作为实现绿色网络的有效手段，融合路由与“绿色”理念的绿色节能路由协议，在不损害网络路由功能和传输性能的前提下，致力于从整体上节约无线网络节点有限的能量、降低无线信号辐射、减少为产生能量而导致的碳排放、减轻环境污染，既能够节约紧张的能量资源，又能够保护环境，还有助于延长网络使用寿命，因而近年来逐渐引起人们的关注。

7.3.1 绿色节能路由协议的含义和特点

绿色节能路由协议是绿色网络的重要组成部分，与眼下方兴未艾的绿色通信技术有密切关联。从字面上看，可以将绿色节能路由协议理解为环境友好的、能量高效的路由协议，它比传统的路由协议多了环境友好和能量高效两个本质特征。

现有的无线网络节能路由一般未考虑环境保护问题，部分现有的节能路由算法有可能损害网络的传输性能；不少能量有效路由未把全局性的节能作为最重要的考量，而是着眼于延长网络寿命，而且有可能为了保护重负载节点而付出整体能耗更多的代价；此外，考虑节点所用能量来源“绿色”与否在现有的机会传感器网络路由算法里也较为少见。通过研究，我们能够明确绿色节能路由协议的特点：①是一种全局性的节能路由；②是环境友好型路由，在环境保护方面有考虑，致力于低碳和环保，不会增加节点发射信号对环境的不利影响，不会增加向节点供能而产生的碳排放；③不损害现有的网络传输性能。

7.3.2 典型的无线自组织网络节能路由协议

目前，人们已经提出了一些以无线自组织网络为应用环境的节能路由协议，其中较为典型的有 LAER（Link-Stability and Energy Aware Routing）^[14]、ESDSR（Energy Saving Dynamic Source Routing）^[15]等；而突出“绿色”特点的无线自组织网络路由协议尚不多见。下面详细介绍典型的无线自组织网络节能路由协议。

1. LAER 协议

1) 基本思想

LAER 协议是一种同时考虑链路稳定性（Link Stability）和最小能量消耗速率（Minimum Drain Rate Energy Consumption）的路由协议，它以 GPSR（Greedy Perimeter Stateless Routing）路由协议为基础，要求节点知道自己和目的节点的位置。GPSR 协议选择路径的准则是中间节点到目的节点的欧氏距离最小，而 LAER 协议则将该准则改进为包含了链路稳定性和能量消耗速率两种因素的函数的值最小，以便达到一种多目标优化的效果。

2) 主要步骤

LAER 协议的主要步骤如下。

(1) 如果节点有数据分组需要传送，它便查询网络层的邻居表，获得每个邻居节点的信息；接着计算变量 f_{tot} 的值，将最小 f_{tot} 值对应的邻居节点选为下一跳节点；然后，将数据分组发往下一跳节点。变量 f_{tot} 的值由下式计算：

$$\begin{aligned} f_{\text{tot}} &= p_1 f_1 + p_2 f_2 \\ &= p_1 \sum_{(i,j) \in A} e_{i,j}(t) x_{i,j} + p_2 \sum_{(i,j) \in A} s_{i,j}(t) x_{i,j} \end{aligned} \quad (7-27)$$

式中, $e_{ij}(t)$ 和 $s_{ij}(t)$ 是两个以网络运行时间 t 为自变量的函数, 分别与链路 (i, j) 的稳定度和节点 i, j 的能量消耗速度有关, x_{ij} 是一个整数且 $\in \{0, 1\} \forall (i, j) \in A$, A 为链路集合, P_1 和 P_2 是两个大于 0 的常数且 $P_1 + P_2 = 1$ 。

(2) 每个节点周期性地在 1 跳范围内广播 Hello 分组, Hello 分组包含节点的位置、能量消耗速率和链路稳定性参数等信息。

(3) 如果节点收到邻居节点广播的 Hello 分组, 便将 Hello 分组包含的节点位置等信息取出并用它们更新路由表中对应的表项(邻居表中已有该邻居对应的表项)或建立新的邻居表项(邻居表中无该邻居对应的表项)。

3) 特点分析

与 GPSR 协议类似, LAER 协议使用了一种贪婪类型的寻路策略, 因此, 它继承了 GPSR 协议的可扩展性。它在路径度量标准中对链路稳定性和节点能量消耗速率的综合考虑, 有利于增强数据传输的可靠性并保护节点能量。另一方面, LAER 协议的正常运行离不开节点能够获取自身位置信息的前提条件。

2. ESDSR 协议

1) 基本思想

已有研究显示, 在移动自组织网络中, 使用能量感知路由协议与使用固定功率的路由协议相比, 可以较显著地减少节点能量消耗。目前被广泛应用于能量感知路由协议设计的两种思路是发射功率控制和负载均衡。作为对固定发射功率版本 DSR 协议的改进, 致力于最大化移动自组织网络寿命的 ESDSR 协议在设计中集成了上述两种思路, 它在路由发现阶段使用了均衡负载的机制, 而路由一旦确定, 则使用发射功率控制的方式对每条链路中节点的发射功率进行调整。

2) 主要步骤

ESDSR 协议的操作分为路由发现和数据传送两个阶段, 各阶段的主要步骤具体如下:

(1) 路由发现阶段

在此阶段, ESDSR 为了避免电池过早耗尽导致节点消亡, 引入了节点的期望寿命这个度量指标。节点期望寿命通过剩余能量和当前发射功率的比值来描述。而每条路由的期望寿命, 则由下式计算:

$$R_j(t) = \min\left(\frac{E_i}{P_{ti}}\right) \quad (7-28)$$

式中, $R_j(t)$ 是路由 j 的期望寿命, E_i 是节点在路由 j 上的剩余能量, P_{ti} 是节点 i 在路由 j 上的发射功率。

源节点在时刻 t 发现路由后, 则选择路由期望寿命最大的那条路由, 如下式所示。

$$C(R, t) = \min(R_j(t)) \quad (7-29)$$

式中 $C(R, t)$ 是在时刻 t 源节点选取的路由。

ESDSR 的路由发现机制如图 7-12 所示: 节点 1 为源节点, 节点 5 为目的节点, 并且假设所有节点的缓存都是空的。ESDSR 协议与 DSR 协议一样, 首先发现了 2 条路由, 1 条路由是 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5$, 另一条路由是 $1 \rightarrow 4 \rightarrow 5$ 。假设在路由 $1 \rightarrow 2 \rightarrow 3 \rightarrow 5$ 中, 中间节点 2 和 3 的节点期望

寿命分别是 0.2 和 0.1，那么就可以选取 0.1 作为路由 1→2→3→5 的路由期望寿命。而对于另外一条路由 1→4→5，假设其路由期望寿命为 0.05。通过式 (7-29) 比较，应该选取路由 1→2→3→5 作为最佳路由。而对于 DSR 算法来说，其选择的是最小跳路由 1→4→5。

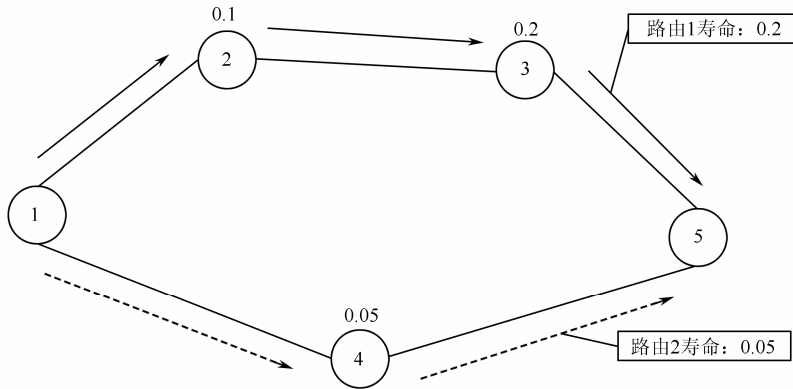


图 7-12 SDRS 协议路由发现机制示意

(2) 数据发送

根据 ESDSR 协议，当路由确定后，即可根据接收到的数据包信号强度来调整链路中节点的发射功率。节点的发射功率由下一跳节点重新计算获得，计算公式如下：

$$P_{\min} = P_{\text{tx}} - P_{\text{recv}} + P_{\text{threshold}} \quad (7-30)$$

式中， P_{\min} 是重新计算的发射功率， P_{tx} 是其下一跳节点从数据包中读取的发射功率， P_{recv} 是其下一跳节点接收数据包时自身的功率， $P_{\text{threshold}}$ 是节点成功接收数据包的阈值功率，在采用 802.11 标准的无线局域网中该值为 $3.652 \times 10^{-10} \text{ W}$ ；为了克服由于信道波动带来的链路不稳定的问题， P_{margin} 被加入到上式中，于是有

$$P_{\min} = P_{\text{tx}} - P_{\text{recv}} + P_{\text{threshold}} + P_{\text{margin}} \quad (7-31)$$

调整后的发射功率值记入功率表并放入 MAC 层的 ACK 帧中。发送节点接收到下一跳节点的 ACK 帧后，读取 ACK 帧中更新后的发射功率，并用更新后的发射功率来传送数据包。

3) 特点分析

ESDSR 协议在节点发送数据时能够对发射功率进行调整，因此相对于固定发射功率的情况，能够节约节点的能量，延长网络寿命。它在路由发现阶段考虑了负载均衡，因此有利于减少网络拥塞，缩短数据的端到端时延。此外，它用 MAC 层的 ACK 帧传送物理层的发射功率信息，显示了跨层设计的特点，但对于无 ACK 帧的 MAC 协议则未做考虑。

7.3.3 基于跨层设计的能量高效路由协议

在机会网络中，现有基于复制 (Replication-Based) 的路由协议较少考虑节能问题，易导致节点能耗偏快，降低网络寿命。有研究表明，一般情况下无线网络中功耗最大的是信号的发射功率和接收功率。机会网络中节点的发射功率通常是恒定不变的，这种以恒定最大发射功率

的发送方式会造成能量浪费,导致节点过早死亡。为此,我们提出一种基于跨层设计的能量高效路由协议——ERBC (Energy-efficient Routing algorithm Based on Cross layer design)^[16];该协议采用跨层设计、RSSI 测距和功率控制机制,在保证数据传输性能的前提下自适应地降低节点发射功率,节约节点能量;同时,改数据分组的单播为有条件广播,促进数据分组的扩散并且减少 ACK 帧的数量,降低开销。

1. 系统模型

(1) 网络及路由模型

在机会网络中,拓扑结构和端到端路径的存在具有极大的不确定性,因而网络和路由的数学模型不同于传统的多跳无线网络。做出定义如下。

定义1 网络模型:机会网络的数学模型可定义为: $G=(V, E)$, 其中, V 表示节点的集合且 $V=\{V_1, V_2, \dots, V_n\}$, n 表示网络节点数且 $n \geq 3$, V_n 代表第 n 个网络节点; E 表示所有链路的集合且 $E=\Phi \cup \{e_1, e_2, \dots, e_k\}$, e_k 为网络中第 k 条链路, 且有 $1 \leq k \leq n(n-1)$ 。

定义2 路由模型:用 $\{e_i, (t_{si}, t_{ei})\}$ 表示 1 条链路, 其中, $1 \leq i \leq n(n-1)$, t_{si} 和 t_{ei} 分别为该链路的生成和终止时间且 $t_{ei} > t_{si}$ 。机会网络的路由数学模型可定义为: $\Sigma \{e_i, (t_{si}, t_{ei})\}$, 即在机会网络中至少存在 1 条链路组合, 使其在逻辑上有序相连, 源节点和目的节点分别为数据分组的首尾节点, 且 $t_{si} < t_{e(i+1)}$, 其中, t_{si} 为本链路生成时间, $t_{e(i+1)}$ 为下一条链路终止时间。

定义3 发射功率等级 (Transmit power levels): 指以节点的初始发射功率 P_t 为最高等级, 把发射功率从 P_t 到 0 平均分为 n 等份, 即为 n 等级的发射功率, 每一个发射功率等级对应一个相应的通信范围。

(2) 节点通信能量消耗模型

我们使用如下的节点无线通信能量消耗模型:

$$E_{\text{trans}} = \begin{cases} sE_{\text{elec}} + s\varepsilon_{\text{is}}d^2, & d < d_0 \\ sE_{\text{elec}} + s\varepsilon_{\text{is}}d^4, & d \geq d_0 \end{cases} \quad (7-32)$$

$$E_{\text{Rx}} = sE_{\text{elec}} \quad (7-33)$$

式 (7-32) 为数据发送能耗, 式 (7-33) 为数据接收能耗; s 为比特数; d 为通信范围; E_{elec} 为收发电路的基本功耗系数; 若发送范围 $d < d_0$, 我们就采用最简单的无线电波传播模型: 自由空间信道模型; 当 $d \geq d_0$ 时则采用多路径衰减模型计算, ε_{is} 和 ε_{amp} 分别为这两种模型中的功率放大电路的功耗系数。

2. ERBC 协议的新机制

ERBC 协议采用了以下新机制:

(1) 针对在相遇节点交换数据的过程中使用固定的发射功率造成节点不必要的能量消耗的问题, 综合使用跨层设计、RSSI 测距和功率控制机制, 在保证数据传输性能的前提下自适应地调整节点发射功率, 节约节点能量。

(2) 针对数据分组的单播造成在通信范围内的其他接收节点浪费能量的问题, 将数据分组的单播调整为有条件广播, 促进数据分组的扩散并且减少 ACK 帧的数量, 降低开销。

3. ERBC 协议的主要步骤

ERBC 协议的主要操作步骤具体如下。

步骤 1: 网络中每个节点用初始发射功率周期性广播 Hello 分组, 该 Hello 分组中含有当前节点的网络地址。

步骤 2: 邻居节点收到对方的 Hello 广播分组后, 通过设定的阈值来确定是否发现新邻居。若是, 通过 RSSI 测距算出此刻两节点间距离, 记为 d_{hello} , 根据 d_{hello} 预测发送 SV 分组的最小必须发送功率。由于发射功率的调整是在 MAC 子层和物理层, 该层无法识别出当前发射分组的类型, 通过跨层告知当前发射的是 SV 分组。为保证 SV 分组成功传输, 假定一种极端的情况: 对方节点以最大速度, 与本节点相反的方向运动。若能保证在该极端情况下运动的节点能准确收到 SV 分组, 那么在其他的任意情况下则都能收到该 SV 分组。SV 分组的传输距离如下式所示:

$$d_{\text{SV}} = d_{\text{hello}} + T_{\text{max}} (V_{\text{max}} + V_{\text{mine}}) + \frac{(L_{\text{hello}} + 2L_{\text{SV}})V_{\text{max}} + L_{\text{SV}}V_{\text{mine}}}{B} \quad (7-34)$$

式中, T_{max} 为节点的最大处理时延; V_{max} 为节点的最大移动速度; V_{mine} 为节点自身的移动速度; L_{hello} 为 Hello 分组的长度, L_{SV} 为 SV 分组的长度, 单位都为比特; B 为带宽; 忽略传播时延。每个功率等级都有相应的通信范围与之对应, 根据 d_{SV} 的大小, 选择一个能够将其包含的最小通信范围, 进而其对应的功率等级就为选择的那一等级。

步骤 3: 当对方节点收到目的地为自己的 SV 分组, 则将该分组中的 SV 与自己的 SV 进行比较, 得到自己没有而对方有的数据分组, 将这些数据分组的索引装入一个 Request 分组, 并跨层告知当前发射的分组种类, 用初始发射功率将该分组发送给对方。

步骤 4: 节点收到 Request 分组后, 通过 RSSI 算出此时两节点间距离, 记为 d_{request} , 根据装载的数据分组的消息索引, 发送数据分组, 若数据分组的目的地为对方节点那么就单播该分组, 否则, 广播。同样需要跨层告知 MAC 子层和物理层当前发射的为数据分组。该分组的发射功率根据 d_{hello} 和 d_{request} 的大小设定, 依据当前两节点的运动情况可以分为以下三种。

$$(1) d_{\text{hello}} > d_{\text{request}}$$

这种情况说明两节点正在靠近, 设定数据分组的发送范围 $d_{\text{data}} = d_{\text{request}}$ 。

$$(2) d_{\text{hello}} = d_{\text{request}}$$

这种情况说明两节点相对静止, 设定 $d_{\text{data}} = d_{\text{request}}$ 。

$$(3) d_{\text{data}} < d_{\text{request}}$$

这种情况说明两节点正在远离。跟步骤 2 中的假定一样, 假设一种极端情况: 对方节点以最大速度, 与本节点相反方向运动。若能保证在该极端情况下运动的节点能准确收到数据分组, 那么在其他的任意情况下则都能收到该分组。数据分组的传输距离如式 (7-35) 所示:

$$d_{\text{data}} = d_{\text{request}} + T_{\text{max}} (V_{\text{max}} + V_{\text{mine}}) + \frac{(L_{\text{request}} + 2L_{\text{data}})V_{\text{max}} + L_{\text{data}}V_{\text{mine}}}{B} \quad (7-35)$$

式中, L_{request} 为 Request 分组的长度, L_{data} 为数据分组的长度, 单位都为比特。根据以上三种不同的情况从 n 个功率等级中选择与 d_{data} 相对应的发射功率等级发送数据分组。

4. 关于性能

ERBC 协议通过跨层设计、功率控制和数据广播保护节点能量并延长网络寿命,其有效性在理论分析中得到显示。仿真结果则表明,与经典的 Epidemic 路由协议以及其改进协议 n-Epidemic 相比,ERBC 协议的平均比特能耗和数据分组发送次数等性能得到了明显提升。

7.3.4 基于跨层功率控制的机会网络节能路由协议

上文所述的 ERBC 协议能够节约节点能量,但节能机制不是很完善,发射功率调整的灵活性不足,为此,我们提出了一种基于跨层功率控制的机会网络节能路由协议——NERPC (A Novel Energy-saving Routing based on cross-layer Power Control) ^[19]。

1. NERPC 协议的基本思路

NERPC 协议在功率控制过程中加强了对节点 MAC 层 ACK 帧的使用,优化了节点自适应功率控制流程,在传输数据消息时多次动态调整节点发射功率,将发射功率调节操作运用到更多的分组发送中;并且减少了 Request 和 SV 消息的发送次数,从而使得新协议变得更加节能和高效。

2. NERPC 协议的新机制

在 NERPC 协议的设计中,我们做如下假设:

- ① 网络中的能耗主要来源于节点收发消息能耗和监听能耗;
- ② 当节点死亡时,不进行扫描和收发消息,节点的能耗为零;
- ③ 假定网络中所有节点都能获知自己的运动速度 $V(t)$,并且网络中所有节点的最大运动速度 V_{\max} 也相同。

NERPC 协议采用的新机制如下:

- ① 在功率控制过程中加强了节点 MAC 层 ACK 帧的使用,增强了网络层和 MAC 层的协作性。
- ② 优化了功率控制过程中的节能策略,在节点发送数据消息时多次动态调整节点发射功率,在更多的分组发送过程中运用发射功率调节策略。
- ③ 在节点相遇交互信息的过程中,减少了 Request 和 SV 消息的发送次数。

3. NERPC 协议的主要步骤

下面结合图 7-13 来介绍 NERPC 协议的主要操作步骤。

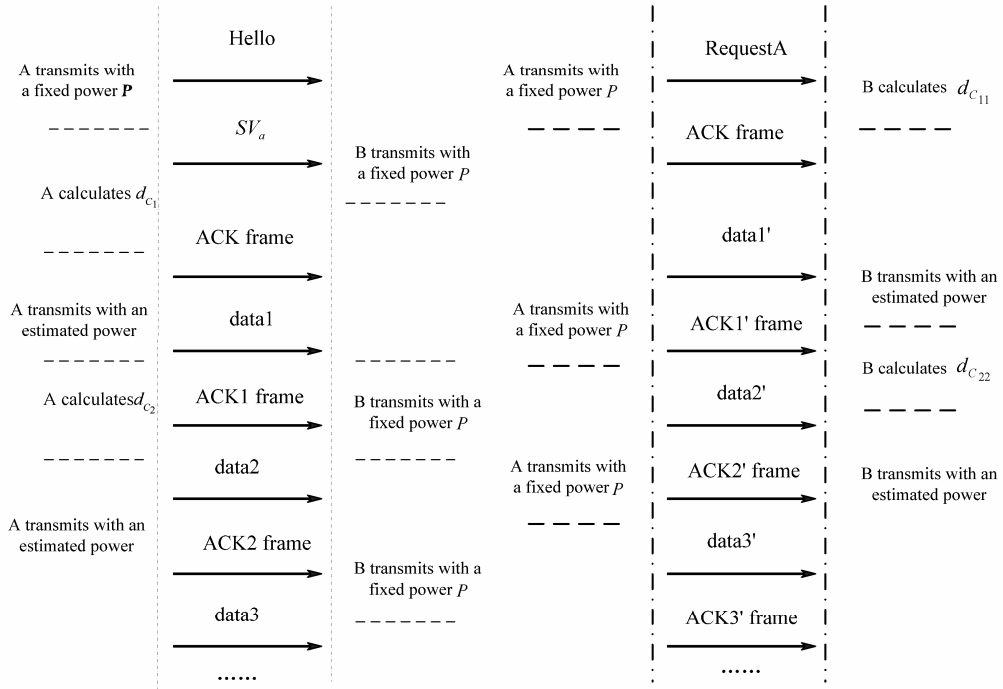


图 7-13 NERPC 协议的主要步骤

步骤 1: 节点 B 以固定功率 P 周期性地发送 Hello 消息, 节点 A 收到 Hello 消息后, 利用下式, 根据接收信号强度估算出此时两个节点之间的距离 d_{C_1} , 计算公式如下:

$$d_{C_1} = \left(c \times \frac{P}{P_{R_1}} \right)^{\frac{1}{4}} \quad (7-36)$$

式中, P 是已知的节点的固定发射功率, P_{R_1} 是接收的 Hello 消息信号强度值, c 是由天线增益、天线高度和具体的无线信号传播环境等决定的传播影响因子。

然后, 节点 A 估算发送 ACK 和 data1 消息的最小传输距离。为了能够保证对方节点 B 一定能够收到节点 A 发送的消息, 我们假定一种极端的情况: 对方节点以最大速度, 与本节点进行相反方向的运动; 若能保证在该极端情况下运动的节点能准确收到消息, 那么在其他的任意情况下都能收到。此时估算出来的节点 A 发送 ACK 和 data1 消息的传输距离为:

$$d_{ACK} = d_{C_1} + T_{\max} \times (V_{\max} + V_{\min}) + \frac{(L_{SV_B} + 2 \times L_{ACK}) \times V_{\max} + L_{ACK} \times V_{\min}}{B} \quad (7-37)$$

$$d_{data1} = d_{C_1} + T_{\max} \times (V_{\max} + V_{\min}) + \frac{(L_{SV_B} + 2 \times L_{data1}) \times V_{\max} + L_{data1} \times V_{\min}}{B} \quad (7-38)$$

式中, T_{\max} 为节点的最大处理时延; V_{\max} 为网络中所有节点的最大移动速度; V_{\min} 为节点自身的移动速度; L_{SV_B} 为 SV_B 消息的长度, L_{ACK} 为 ACK 消息的长度, 单位都为比特; L_{data1} 为数据包的长度; B 为带宽; 此处忽略传播时延。

然后, 根据估算出来的两个节点之间的传输距离 d_{ACK} 和 d_{data1} 选择适当的发射功率等级去发送 ACK 和 data1 消息。并有如下判断: 若 $d_{ACK} < R$ (R 是节点以固定功率 P 发送消息时的通

信范围), 则根据公式去选择适当的发射功率等级去发送 ACK 消息; 若 $d_{\text{ACK}} \geq R$, 则直接以固定功率 P 去发送。如果 $d_{\text{data1}} < R$, 则根据公式去选择适当的发射功率等级去发送 data1 消息; 如果 $d_{\text{data1}} \geq R$, 我们就使用最高的功率等级 P 。

步骤 2: 节点 B 收到 data1 后, 节点 B 的 MAC 层回复给节点 A 一个 ACK1 确认帧, 并且在此处节点 B 都是以固定功率回复的。

步骤 3: 当节点 A 收到 ACK1 确认帧后, 节点 A 开始通过以下公式计算节点之间的实际距离:

$$d_{C_2} = \left(c \times \frac{P}{P_{R_2}} \right)^{\frac{1}{4}} \quad (7-39)$$

在上式中, P 是已知节点的固定发射功率, P_{R_2} 是接收的 ACK1 消息信号强度值, c 是由天线增益、天线高度和具体的无线信号传播环境等决定的传播影响因子。

步骤 4: 节点 A 根据两次测得的距离 d_{C_1} 和 d_{C_2} 去判断两个节点的运动趋势, 有如下判断:

(1) 若 $d_{C_2} \leq d_{C_1}$, 则表明两节点有相互靠近运动的趋势并且短时间内保持该趋势不变, 则节点 A 使用发送 data1 消息的发射功率等级去发送 data2 即可。

(2) 若 $d_{C_2} > d_{C_1}$, 则表明两节点有相互远离的趋势并且短时间内保持该趋势不变, 则为了保证对方节点一定能够收到消息, 假设对方节点以最大速度, 与本节点进行相反方向运动的情况。此时节点 A 估算出来的发送 data2 的传输距离如下:

$$d_{\text{data2}} = d_{C_2} + T_{\text{max}} \times (V_{\text{max}} + V_{\text{mine}}) + \frac{(L_{\text{ACK1}} + 2 \times L_{\text{data2}}) \times V_{\text{max}} + L_{\text{data2}} \times V_{\text{mine}}}{B} \quad (7-40)$$

式中, L_{data2} 为 data2 数据消息的长度, L_{ACK1} 为 MAC 层 ACK1 确认帧的长度, 单位都为比特; 其他参数与上面的设置一致。

4. 性能分析

NERPC 协议将发射功率调节操作运用到更多的分组发送过程中, 并且优化了节点自适应功率控制流程, 对发射功率的调节更加频繁和灵活, 这些策略能够明显提升节能效果, 显著延长网络寿命; 而且 NERPC 协议减少了 Request 和 SV 消息的发送次数, 从而使控制开销降低, 路由协议的效率得以提升。

7.3.5 基于异步休眠调度的机会网络节能路由协议

机会网络中的网络稀疏和节点移动造成网络拓扑经常性断裂, 出现大量与任何其他节点都不连通的孤立节点。该孤立节点在空闲监听时会造成能量的大量浪费, 如何减少空闲监听的时间是降低节点能量消耗的有效方法之一。为此, 我们提出了一种基于异步休眠调度的机会网络节能路由协议——ERAS (Energy-saving Routing based on Asynchronous Sleeping)^[18], 通过使孤立节点进入到低功耗的休眠状态, 同时当其他节点进入其通信范围内时能够及时唤醒, 在不影响数据传输性能的前提下, 达到节能的目的。

1. 关键参数设置

(1) 节点运行周期

ERAS 将所有节点的整个运行时间划分成连续的运行周期，且每个节点的运行周期都是由连续的监听定时窗口 ($T_{\text{listening}}$) 和休眠定时窗口 (T_{sleeping}) 组成的，即

$$T = T_{\text{listening}} + T_{\text{sleeping}} \quad (7-41) \quad (2) \text{ 监听定时窗口时间长度的设置}$$

ERAS 协议规定， $T_{\text{listening}}$ 是个常数，有

$$T_{\text{listening}} = T_{\text{hello}} \quad (7-42)$$

式中 T_{hello} 为 Epidemic 路由协议中的 Hello 分组周期，目的是在一个监听定时窗口中能够发现处于该节点干扰范围内所有其他节点，并不失去与之交换信息的机会。

(3) 休眠定时窗口长度的设置

为了保证该休眠协议不影响网络的各项传输性能，尽量使孤立节点工作在低功耗的休眠状态，因此 T_{sleeping} 的大小由节点的移动速度、通信范围所决定。其大小的计算公式可以通过图 7-14 来说明。图中，节点 A 用实心的点表示，节点 B 用空心的点表示。

由于节点的移动性，在图 7-14 (a) 中，节点 A 在一个监听周期内由位置 A 移动到 A'，且移动距离不超过该节点的通信半径。那么如果在监听定时窗口 $T_{\text{listening}}$ 内没有监听到任何信号或者噪声信号水平没有任何异常的话我们就可以确定，阴影区域内不存在任何的其他节点，此时节点 A 就可以进入休眠状态。为了能够保证休眠节点在遇到其他邻居时能够及时唤醒，我们假设一种极端状态：节点 A 在刚进入休眠状态时，节点 B 正好处于阴影区域的外边缘，且正以最大速度，与节点 A 相反的方向运动。假设所有节点能够获知自己的运动速度，并且最大运动速率也相同。那么为保证节点 B 在进入 A 的通信范围后，节点 A 能及时唤醒，那么箭头指示的长度就是 A 和 B 在移动这段距离内节点 A 可以休眠的时间。

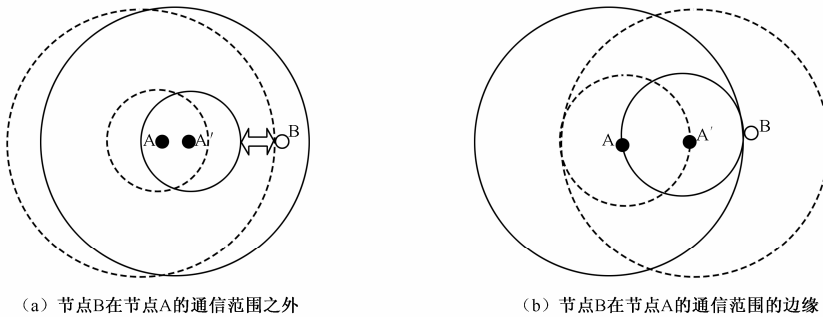


图 7-14 节点移动时通信范围和干扰范围覆盖区域示意

$$T_{\text{sleeping}} = \frac{TR - S_a}{v_a + v_{\text{max}}} \quad (7-43)$$

式中，TR 为节点 A 的通信范围； v_a 为节点 A 的移动速度，本章中假定每个节点都能知道自己的移动速度； v_{max} 为 B 的移动速度； S_a 为 A 在监听周期内所移动的距离，计算公式如下：

$$S_a = T_{\text{listening}} \times v_a \quad (7-44)$$

当 A 静止时, 即 $S_a=0$, 此时 T_{sleeping} 的值为最大值, 如式所示:

$$T_{\text{sleeping}} = \frac{TR}{v_{\max}} \quad (7-45)$$

在图 7-13 (b) 中, A 在一个监听周期内由位置 A 移动到了 A', 移动距离正好是节点 A 的传输范围 TR。那么如果跟图 (a) 做同样的假设, 通过式 (7-45) 的计算, 得出 $T_{\text{sleeping}}=0$ 。该图描述的是一个临界状态, 当 A 在监听周期内的移动距离小于它的通信半径时, 据计算公式 (7-45) 得出 $T_{\text{sleeping}}>0$; 若移动距离大于或等于它的通信半径时则 $T_{\text{sleeping}}=0$ 。

由此我们可以给出 T_{sleeping} 的一个取值范围:

$$0 \leq T_{\text{sleeping}} \leq \frac{TR}{v_{\max}} \quad (7-46)$$

(4) 监听定时窗口

每个节点的运行周期从监听定时窗口开始, 当节点进入监听定时窗口时开启监听定时器, 同时将监听定时器的初始值设置为 $T_{\text{sleeping}}=T_{\text{hello}}$, 值的大小随时间递减。

2. ERAS 协议的新机制

据研究, 机会网络的节点可以具有发送、接收、监听和休眠四种状态, 各状态消耗的能量依次递减。ERAS 协议以 Epidemic 机制为基础, 其主要思路是在不需要监听信道时让节点进入低功耗的休眠状态, 从而保护节点能量。ERAS 协议包含以下新机制。

(1) 异步休眠调度

ERAS 协议以 Epidemic 机制为基础, 并针对机会网络节点稀疏的特点, 使与任何节点都不连通的孤立节点进入休眠状态; 并且根据节点的通信范围和移动速度来决定节点的休眠时间, 使得节点在遇到其他节点时能够及时被唤醒, 不会因为休眠而失去数据传输的机会。ERAS 协议采取了异步的休眠调度策略, 不需要同步时钟机制或者专门的信标帧来保持同步, 因而不会增加额外的控制开销和能量消耗。

(2) SV 广播

由于 SV 分组的广泛适用性, 将 SV 分组由单播变为广播, 不会影响数据传输性能, 同时能够使更多邻居节点更快地了解到数据分组存储状况, 有利于加速数据分组的扩散, 提高数据传输速率。

3. ERAS 协议的主要步骤

ERAS 协议的主要操作步骤如下:

(1) 若节点处于监听定时窗口中时, 网络层没有数据分组要发送, 同时没有收到其他节点发送的数据, 且收到噪声信号水平没有突然升高的表现, 那么该节点继续在监听定时窗口中保持空闲状态并监听信道。

(2) 在节点处于监听定时窗口中时, 节点的网络层有数据分组要发送, 或收到了其他节点发送的 Hello 分组或 SV 分组, 则该节点将监听定时器保存剩余值后挂起, 同时发送或接收该包。当节点按照 Epidemic 路由协议的步骤发送或接收完毕所有的数据包后, 节点就恢复空闲状态, 然后重新打开监听定时器, 并从上次保存的值开始继续递减。

(3) 如果在监听定时窗口中, 节点监听到了自己通信范围内有其他节点在收/发数据, 或由

于噪声水平的突然升高判断自己的干扰区域中有节点在收/发数据,为了不失去与该节点的通信机会,对监听定时器的值进行重置,重置的值跟初始值一样为 $T_{\text{sleeping}}=T_{\text{hello}}$,然后从该重置值开始继续递减。当监听定时器时间溢出后,节点即可进行状态转变,转变到收/发信机同时关闭的低功耗休眠状态,同时在时间轴上进入到休眠定时窗口中。

(4) 当节点处于休眠定时窗口中时,节点开启休眠定时器,并根据式(7-45) T_{sleeping} 的计算公式,得到 T_{sleeping} 的值,并将 T_{sleeping} 设置为该节点休眠定时器的初始值。ERAS 对休眠定时窗口的传输情况规定如下:

① 若节点在时间轴上处于休眠定时窗口中时,由于发信机和收信机的关闭,降低了能量消耗。如果该节点在休眠定时窗口中网络层没有要发送的分组,那么该节点则继续保持休眠状态不变。

② 当节点处于休眠定时窗口中时,由于周围没有任何节点的存在,若网络层有 Hello 分组要发送,则将 Hello 分组的发送时间推迟到 T_{sleeping} 时间结束,继续保持休眠状态不变。

当休眠定时器超时溢出后,节点即被唤醒,并开始进入到下一个运行周期的监听定时窗口中;若通过 T_{sleeping} 的计算公式得到一个 0 值时,此时节点保持唤醒状态,在时间上进入下一个运行周期中的监听定时窗口中。

4. 性能分析

机会网络中节点偏于稀疏,链路经常断裂,使某些节点处于孤立状态,而这类节点在空闲侦听时会浪费能量,为解决此问题,ERAS 协议尽量使孤立节点进入低功耗的休眠状态,并在合适的时间进行及时唤醒;由于采用异步机制,它能够避免同步休眠机制中的一些不必要的开销。改 SV 单播为广播,同时加入避免请求重复数据分组的机制,有助于在促进数据分组扩散、降低时延的同时,进一步节省开销。仿真实验结果表明,ERAS 协议对节点能耗、网络寿命和数据分组平均时延等方面的性能有提升效果。

7.4 无线 Ad Hoc 网络机会路由协议

在无线 Ad Hoc 网络中,各节点既可以作为数据的终端节点,也可以作为网络的路由节点。无线链路的动态、时变和易断特性,导致无线链路质量较差且稳定性较低,这对提高网络的吞吐量和传输可靠性提出了挑战。然而,无线信道的广播特性是其先天的优势,机会路由 OR (Opportunistic Routing) 正是利用了无线信道的这一特性来提高无线网络的传输可靠性和端到端的吞吐量。

7.4.1 机会路由的基本思想及优势

利用无线媒介的广播特性,机会路由主要从两个方面来提高无线 Ad Hoc 网络的吞吐量:一是增加单跳传输的可靠性;二是减少端到端传输跳数。

下面分别从这两个方面说明机会路由的基本思想。机会路由允许选择多个中间节点作为转发节点。每次发送数据后,数据都有更多的被接收和转发的机会。

如图 7-15 所示（链路上的值代表该链路分组成功投递率），假设从源节点 Src 到每个中间节点的转发成功率为 30%，从每个中间节点到目的节点 Dst 的转发成功率是 100%。使用传统确定性路由方法，源节点将从 4 个中间节点中选择一个节点作为下一跳节点。此时，从源节点到目的节点的转发成功率只有 30%，即源节点平均发送 3 次，目的节点才能成功收到 1 次。如果使用机会路由的方式，建立一个转发节点集（forwarder candidate set），把 4 个中间节点同时作为备选转发节点，只要其中一个收到源节点发来的数据包就可以继续向目的节点转发，转发率可以提高到 $[1-(1-0.3)^4] \times 100\% \approx 76\%$ ，从而显著提高了端到端的吞吐量。

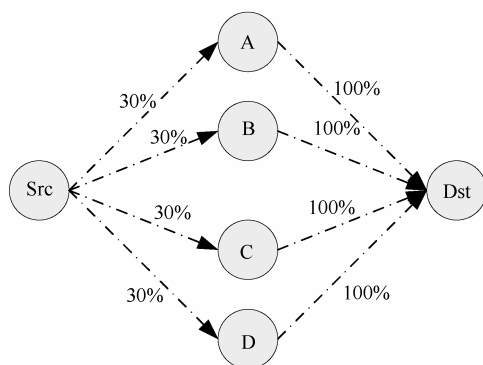


图 7-15 每个中间转发节点有独立的机会为源节点转发数据

机会路由协议也可以减少端到端转发跳数。如图 7-16 所示，5 个中间节点在源节点和目的节点之间沿直线分布，图中长度相同的链路具有相同的分组投递率。传统路由协议事先确定源到目的节点所要经过的中间节点，例如 $\text{Src} \rightarrow \text{B} \rightarrow \text{D} \rightarrow \text{Dst}$ 。当源节点向下一跳节点 B 发送数据时，节点 B 收到了数据包，但同时节点 C 也收到了同样的数据包。机会路由策略允许节点 C 向下游转发，而不是由节点 B 来承担此任务，这样就可形成 $\text{Src} \rightarrow \text{C} \rightarrow \text{Dst}$ 路径，相比 $\text{Src} \rightarrow \text{B} \rightarrow \text{D} \rightarrow \text{Dst}$ 路径减少了 1 跳。另一种情况是，源节点在给节点 B 发送数据时，节点 B 没有收到，但节点 A 收到了，在传统路由协议中，源节点必须重发这个数据包，而机会路由允许节点 A 来发送这个数据包。这种策略会使得数据更快地向目的端方向传输，从而增加了端到端的数据吞吐量，同时也提供了可靠传输。

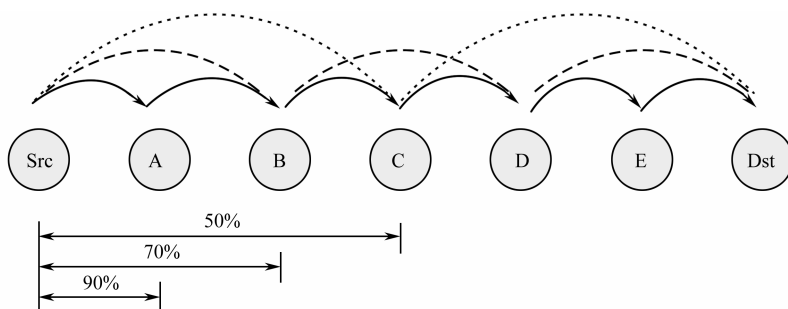


图 7-16 机会路由使分组可能经过不同跳数的路径到达目的节点

7.4.2 典型的机会路由协议

根据上述机会路由的思想,人们设计了多种机会路由协议,其中较为典型的有 ExOR (Extremely Opportunistic Routing)^{[20][21]}、MORE (MAC-independent Opportunistic Routing and Encoding Protocol)^[22]、OAPF (Opportunistic Any-Path Forwarding)^[23]、GeRAF (Geographic RAndom Forwarding)^{[24][25]}、DFOR (Duplicate Free Opportunistic Routing)^[26],下面对它们做详细介绍。

1. ExOR 协议

ExOR 协议是出现较早的机会路由方案,它是一个以端到端的最短路的 ETX 值为基准的机会路由协议。网络中每个节点周期性地发送探测包,从而得到相邻链路的 ETX 值,通过全网广播,网络中的每个节点都能够获得全网链路状态。在节点欲发送数据时,采用逆向 Dijkstra 最短路径协议计算各邻居节点到目的节点的最小期望转发总次数。ExOR 的基本思想是:源节点向目的节点发送数据时,它首先选择到目的节点的最短 ETX 路径小于自身的节点作为备选转发节点,这些节点组成备选转发节点集,并依据其到目的节点的距离设置优先级,距离目的节点越近,优先级越高。数据包携带了各备选转发节点 ID,并以优先级顺序排列。源节点成批地广播数据包,收到包的邻居节点按优先级的次序转发数据;优先级高的节点转发过的数据若被优先级低的备选转发节点听到,该低优先级节点将不再转发这些数据包,而是发送本地存储且较高优先级节点尚未成功发送的数据包。每个备选转发节点按此方式转发,直到目的节点接收到大部分(如 90%)数据包为止,其余数据包按照传统的最短路由方式转发。

ExOR 所采用的机会路由机制能够提高数据包转发率,但也存在以下不足:由于 ExOR 以全网链路状态为基础,因此网络中每个节点需要定期地向全网广播自己邻接链路的 ETX 值,这给网络带来了较大的负担,因此可扩展性不强;由于缺乏各备选转发节点之间的有效相互确认和协调机制,因此,目的节点收到重复分组的概率较高。

2. MORE 协议

MORE 协议是 ExOR 的增强版。具体来说, MORE 把流内随机网络编码(Intra-flow Random Network Coding)引入了机会路由,并利用网络编码来降低重复分组发生的概率。

如图 7-17 所示,源节点发出 a, b 两个数据包,备选转发节点 A 收到了全部的两个数据包,另一个备选转发节点 B 只接收了其中的一个数据包 b。由于 B 距离目的节点更近,具有比 A 更高的优先级,所以节点 B 先转发分组 b 到目的节点。但此次发送并没有被节点 A 听到,因此,节点 A 将发送两个数据包。在这个过程中,数据包 b 被两个备选节点重复发送。为避免重复发送, MORE 引入网络编码的方法。在上面的例子中,节点 A 在收到两个数据包 a, b 后,对其做线性编码为 $a \oplus b$,并发送编码后的分组。目的节点收到数据包 $a \oplus b$ 后,做线性运算 $a \oplus b \oplus b = a$,目的节点可以得到全部两个数据包。

MORE 的具体工作流程如下:当源节点欲发送数据时,将所要发送的原始数据分成批(Batch),例如,把每 K 个包作为一批。源节点将每一批数据包做随机线性编码后,不停地广播出去,每个分组携带其编码向量。中间转发节点只接受 Innovative 包,即收到一个包后,首先判断它与本地已经收到的属于该批的数据包是否线性独立,如果线性独立,则将新数据包存

入缓存；否则，丢弃该包。每个中间节点采用基于 Credit 的方式转发数据，即每收到一个 Innovative 包，本节点 Credit 加一个 x 值， $0 < x < 1$ 。如果 Credit 为正，则将缓存中同批的数据包做线性编码后转发，转发完一个数据包后 Credit 减 1。当收到属于同一批次的 K 个 Innovative 数据包后，目的节点就可以恢复出原始 K 个数据包，并向源节点回送 ACK 包。源节点收到 ACK 后，进行下一批数据包的发送。实验结果显示，与 ExOR 相比，MORE 可以明显提高数据传送成功率。

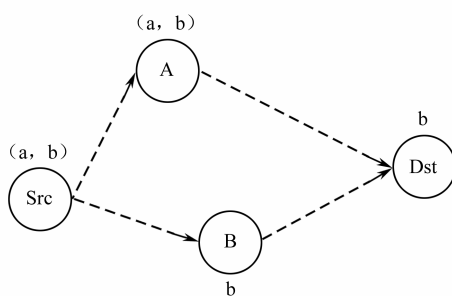


图 7-17 ExOR 中存在的潜在重复分组发送现象示意

3. GeRAF 协议

在 GeRAF 协议中，各节点可以自主休眠与苏醒，并且节点有能力获知自身和 Sink 节点（无线传感器网络中的数据汇集节点）的地理位置信息。GeRAF 根据地理位置确定转发节点及其优先级。数据包发送之前，发送节点首先发送 RTS，其中携带发送节点和 Sink 节点的位置信息。发送完 RTS 之后，发送节点等待潜在的 CTS。收到 RTS 的节点，如果自身距离目的节点比发送节点到目的节点要近，那么它是一个 CTS 的潜在发送者，并且根据自己到目的节点的距离确定自己发送 CTS 的优先级。距离目的节点越近，优先级越高。如果发送节点没有收到 CTS 或发生 CTS 碰撞，将重新执行 MAC 层握手。

以地理距离来确定备选转发节点及其优先级的方法省去了维护全网拓扑和路由所带来的协议开销，但是，节点之间的地理距离并不能完全体现其间的路径质量，更不能正确反映转发率的高低。节点密度等其他因素也会对链路质量产生影响。另外，提供节点定位机制也给系统带来了额外的开销或成本。

4. DFOR 协议

DFOR 协议包含一种能有效抑制数据包重复传输的机会路由机制。它首先通过 EAX 确定备选节点集，各备选节点间的优先级则是通过预期发包时间来确定，如下式所示：

$$T_s = \frac{1}{1 - q_s(|C|)} \times \frac{b}{r} + \frac{p_{s,C(1)}}{1 - q_s(|C|)} \times T_{C(1)} + \sum_{j=2}^{|C|} \left(\frac{q_s(j-1) \times p_{s,C(j)}}{1 - q_s(|C|)} \times T_{C(j)} \right) \quad (7-47)$$

式中， C 和 $|C|$ 分别是节点 s 的候选节点集和候选节点集个数， $C(j)$ 是第 j 个候选节点， $T_{C(j)}$ 是候选节点 $C(j)$ 的优先级， $p_{s,C(j)}$ 是 $C(j)$ 成功收到节点 s 发送的数据包的概率，在公式中定义 $q_s(j) = \prod_{k=1}^j (1 - p_{s,C(k)})$ ， b 是数据包长度， r 是节点 s 的发包速率。

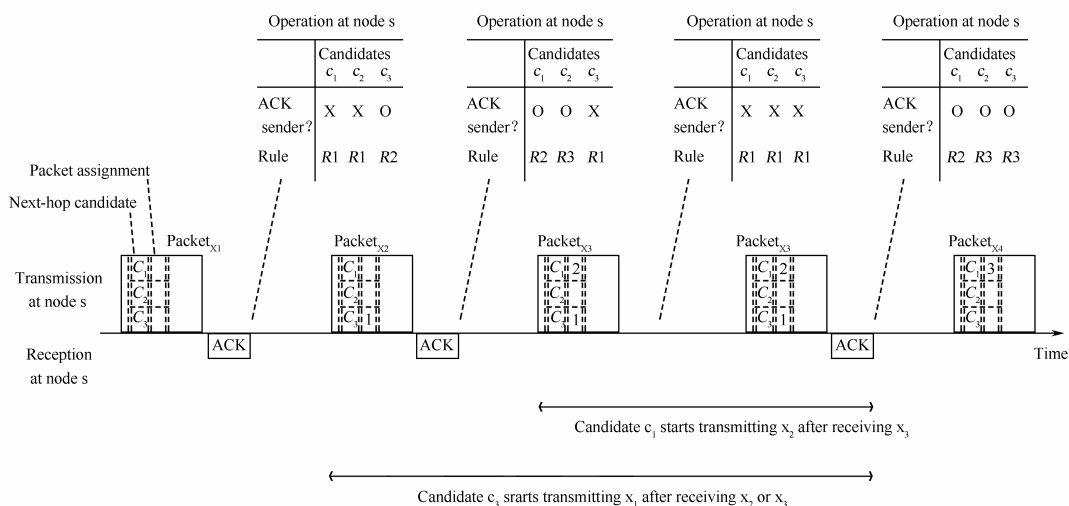


图 7-18 DFOR 协议流程

DFOR 协议的操作流程如图 7-18 所示, x_i 表示源节点发送数据包的序列号, c_i 代表各个候选节点, 数据包包含各个候选节点的 IP 地址还有各候选节点所需发包的序列号。源节点在发送数据包 N 后, 根据其候选节点回复 ACK 的情况和候选节点的优先级来指令数据包 N 由哪个候选节点发出。具体过程为: 源节点发出数据包 N , 候选节点在收到数据包后将包放于缓存中并向源节点回复 ACK, 源节点如果没有收到 ACK 则重复发送数据包 N , 源节点收到 ACK 后, 将收到的各个候选节点 ACK 包进行对比, 选取优先级最高的候选节点来发送数据包 N , 然后将数据发送信息放于数据包 $N+M$ ($M \geq 1$) 中, 如果该候选节点收到第 $N+M$ 个包, 则根据包头的信息去发送第 N 个包。

在 DFOR 中, 无论源节点发送了多少个包, 总需要一个额外的通知包告知各备选转发节点, 以便于发送各备选节点发送所存储的数据包。为此, DFOR 引进了一种控制包 EoB (End-of-Batch), 它只携带包标识字段。EoB 包的具体使用方法如下:

- ① 每个节点中都有一个序列 L , 当发送数据包中的对候选节点 c 的标识信息为非空时, 将 c 加入 L 中当收到来自 c 的 ACK 时, 将 c 从 L 中删除。
- ② 源节点在发送 n 个包或者数据流最后一个包后, 发送 EoB 包。
- ③ 每个节点在收到 EoB 包后, 以发送数据包相同的方式转发 EoB 包。
- ④ 节点在发送 EoB 包后, 如果 L 为非空集, 则重发 EoB 包, 目的节点收到 EoB 包后, 返回未收到的数据包序列。

7.5 基于博弈论的无线自组织网络路由协议

由于网络中节点有可能归属于不同的管理方, 而且资源 (如能量、存储空间等) 有限, 为了节约资源, 节点存在拒绝无偿为其他节点转发消息的可能, 这种自私行为使得现有的路由机

制难以正常工作,导致网络性能退化^[27],使得传统的机会网络转发策略的网络性能受到挑战。因此人们引入了博弈论(Game Theory)来对节点的自私性进行抑制,促进网络吞吐量等性能的提升。本节首先简要介绍博弈论的基本知识,然后详述基于博弈论的现有典型路由协议和我们设计的新路由协议。

7.5.1 博弈论概述

博弈论又被称为对策论,它既是现代数学的一个新分支,也是运筹学的一个重要学科,主要研究公式化的激励结构间的相互作用,是一种研究具有斗争或竞争性质现象的数学理论和方法。博弈论聚焦于理性的行动者之间的相互作用,考虑游戏中个体的预测行为和实际行为并研究它们的优化策略。目前,博弈论已经成为经济学的标准分析工具之一,在经济学、国际关系学、政治学、军事战略、生物学和计算机科学等多个学科都有广泛的应用。

(1) 博弈的基本要素

博弈的基本要素包括参与者、策略和收益等。

① 参与者:在一场竞赛或博弈中,每一个有决策权的参加者成为博弈的一个参与者。只有两个参与者的博弈现象称为“两人博弈”,而多于两个参与者的博弈称为“多人博弈”。

② 策略:在一局博弈中,每个参与者都须选择实际可行的完整的行动方案,即方案不是某阶段的行动方案,而是指导整个行动的一个方案。一个参与者选择的一个可行且贯穿全局的一个行动方案,称为这个参与者的一个策略。如果在一个博弈中参与者只有有限个策略,则称为“有限博弈”,否则称为“无限博弈”。

③ 收益:一局博弈结局时的结果称为收益(也被称为“得失”)。每个参与者在一局博弈结束时的收益,不仅与该参与者自身所选择的策略有关,而且与全参与者所选定的一组策略有关。所以,一局博弈结束时每个参与者的收益是全体参与者所选定的一组策略的函数,通常称为支付(Payoff)函数。

对于博弈参与者来说,博弈结束后一定存在着一种博弈结果。博弈的结果在一定情况下会趋于均衡状态,均衡是平衡、稳定之意,在经济学中,均衡即指相关量处于稳定值。博弈论中出现的“纳什均衡”概念,其含义便是指一种稳定的博弈结果。

(2) 博弈的分类

博弈的分类有多种方法。根据博弈参与者之间是否有合作关系,博弈可分为合作博弈和非合作博弈两种;在合作博弈中,博弈参与者之间会产生合作关系,而非合作博弈则相反,参与者在博弈过程中不进行合作。根据博弈参与者对策略空间和组合的了解状况,博弈可分为完全信息博弈和不完全信息博弈两种;参与者对所有参与者的策略空间及策略组合下的支付情况有充分了解的博弈称为完全信息博弈;反之,则称为不完全信息博弈。根据后行动者是否知道先行动者的策略,博弈可分为静态博弈和动态博弈两种;静态博弈是指参与者同时采取行动,或者尽管有先后顺序,但后行动者不知道先行动者的策略;动态博弈则是指双方的行动有先后顺序并且后行动者可以知道先行动者的策略。

(3) 博弈论的意义

与其他许多利用数学工具研究社会经济现象的学科一样,博弈论也是从复杂的现象中抽象出基本的元素,对这些元素构成的数学模型进行分析,然后逐步引入对其形势产生影响的其他因素,从而分析其结果。基于不同抽象水平,逐渐形成了三种博弈表述方式,即标准型、扩展

型和特征函数型。利用这三种表述形式，人们可以利用博弈论研究形形色色的问题。因此，博弈论被称为“社会科学的数学”，其作用正深入到经济学、政治学、社会学等多个领域，在社会科学中的应用越来越广泛。近 20 年来，有 5 位以上的科学家因为在博弈论方面的研究成果而获得诺贝尔奖，从一个侧面显示出人们对其重视的程度。

7.5.2 典型的基于博弈论的无线自组织网络路由协议

目前人们已经提出了一些以博弈论为基础的无线自组织网络路由协议，其中较为典型的有 Barter^[27]、MTS (Message Trading Scheme)^[28]、GTEBR (Game Theory- based Energy Balance Routing with Incomplete Information in Wireless Sensor Networks)^[29]和 TFT (Tit-For-Tat)^[30]协议。

1. Barter 协议

Barter 协议是一种以博弈论和“以物易物”方式为基础的节点合作激励路由协议。它的主要思路是：任何分组都有其潜在价值，当前不感兴趣的分组将来可用来交换感兴趣的分组，从而激励网络中的自私节点对自己不感兴趣的消息进行“存储-携带-转发”操作。Barter 协议的数据传输操作通常与 Epidemic 路由协议相结合，在相遇的成对节点中交换消息，携带消息的节点将消息副本通过一对一的交易传递给它遇到的节点。

(1) Barter 协议的基本原理

Barter 协议认为：每个分组都具有一定的价值量，节点感兴趣的分组初始价值量为 1，并随着时间的推移价值逐渐贬值； $\delta(t)$ 是分组价值量的折扣函数，该值由收到分组的当前时间与分组产生时间的差值决定 t ，计算公式为

$$\delta(t) = \begin{cases} 1 - \frac{t}{500}, & t < 500 \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (7-48)$$

根据 Barter 路由协议，网络中的消息都有其潜在价值，节点当前不感兴趣的消息将来可用来交换感兴趣的消息，直至消息到达目的节点，如图 7-19 所示。

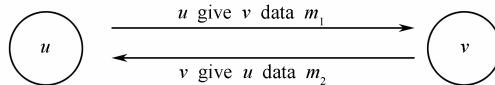


图 7-19 Barter 协议模型

(2) Barter 协议的主要步骤

Barter 协议的主要操作步骤如下。

步骤 1：节点 u 与节点 v 发送的分组索引信息 L_u 与 L_v 后，与自身携带的分组进行比较，得出对方携带的自己感兴趣的分组索引 L_{need} 。

步骤 2： u 、 v 节点根据分组的折扣函数，对 L_{need} 中分组按价值进行降序排列，得出 $L_{request}$ 。

步骤 3： u 、 v 根据对方的 $L_{request}$ ，进行分组的交换，交换个数 $N = \min(L_{request_u}, L_{request_v})$ ，即交换数由 u 、 v 最小请求量的决定。

(3) 特点分析

Barter 路由协议用“以物易物”方式使节点交换数据，交换原则较为简便可行，能够在一

定程度上缓解自私节点对网络性能的影响,促进吞吐量的提高。但是由于它遵循等量交换的规则,消息交换的数量由可交换消息数量少的一方决定;如果一个节点有消息需要转发,对方节点无该节点需要的消息或者无足够消息用于交换,则会导致部分消息难以传递,造成消息等待时延增加。

2. MTS 协议

MTS 协议是一种基于议价博弈的节点合作激励路由协议。它能够和概率路由 (Probabilistic Routing) 机制结合在一起,形成一种基于博弈论的抑制节点自私性的路由协议。

(1) MTS 协议基本原理

MTS 协议认为消息对到达目的地概率高的节点具有较高的价值,令发送消息的源节点为消息 m 赋予一定的价值 w ,若中间转发节点 i 到达目的节点的概率为 $P_{i,d}$,则消息价值 $V=wP_{i,d}$,消息从价值量低的节点向价值量高的节点卖出,从而促进网络性能。MTS 将概率路由中节点对之间的消息交换过程建模为一次议价博弈,在该议价博弈中消息的携带节点为卖方,未携带消息的节点为买方,它们需要为消息的转发在价格上达成一致。由于通常情况下一个消息要经过多次转发才能从源节点到达目的节点,因此它在传送过程中要经历一系列的议价博弈。MTS 路由协议的运行需要虚拟货币 (Virtual Currency) 和信用清算中心 (Credit Clearance Center, CCC) 的支持,每个节点在信用清算中心都有账户而且每笔交易都要在那里结算。图 7-20 为 MTS 模型。

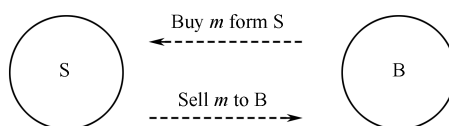


图 7-20 MTS 协议模型

(2) MTS 协议主要步骤

MTS 协议的主要操作步骤如下。

步骤 1: 节点 S 和节点 B 相遇后交换各自的信息,若 B 发现 S 中有分组 m 对自身有较高价值,则发送购买请求。

步骤 2: 节点 S 向 B 发送一个交易价格,若 B 接受则进行步骤 4; 否则,进行步骤 3。

步骤 3: 若议价轮数未超过预设最大值 R , 则进行步骤 2; 否则,结束。

步骤 4: 节点 S 将 m 发送给 B, B 向 S 支付议定的价格,交易结束。

如果交易双方在第 r 轮按价格 x 达成交易,则买卖双方双方的效用值 u_s 和 u_B 分别为:

$$u_s = x - V_s(m) - T(m) - c_s(r) \quad (7-49)$$

$$u_B = V_B(m) - P(m) - x - c_B(r) \quad (7-50)$$

式 (7-49)、式 (7-50) 中, $T(m)$ 和 $P(m)$ 分别为消息 m 的传输和接受代价, $c_s(r)$ 和 $c_B(r)$ 分别为买卖双方的交易代价, $V_i(m)$ 为消息 m 对于博弈参与节点 i 的价值量,由下式定义:

$$V_i(m) = \omega P_{i,d} \quad (7-51)$$

式中 ω 为分组 m 的源节点为传送分组 m 支付的费用, $P_{i,d}$ 为节点 i 能够将 m 传送给目的节点 d 的概率。

(3) 特点分析

从消息价值量的计算式可知,节点的收益与它对消息的转发概率呈正相关关系,因此 MTS 路由协议能够促使消息沿着转发概率越来越大的路线传递,这有助于提高消息传送的成功率;但它定义的节点两两博弈在多节点连通拓扑的情况下有可能因博弈方偏少而失去交易机会,而且集中式的信用清算中心在间断部分连接的网络拓扑中能否及时清算也是一个需要注意的问题(如果不能及时清算会影响节点的购买力)。

3. GTEBR 协议

在无线传感网络(Wireless Sensor Networks, WSN)中,数据流量常常会集中于某些“热点区域”,这一区域的节点频繁地收发数据,而过早的能量枯竭将造成网络的分隔,缩短 WSN 的生存时间。为此 GTEBR 协议通过引入仲裁机制去解决无线传感器网络节点能耗不均匀问题。

(1) GTEBR 协议基本原理

GTEBR 协议将每一次转发数据过程视为一轮博弈,博弈的参与者 $G'=\{g_1, g_2, \dots, g_n\}$, 其中 n 为节点 R 的邻居总数,节点 i 的转发概率为 p_{Ti} , 以 $(1-p_{Ti})$ 的概率选择沉默,转发概率 p_{Ti} 受节点剩余能量 E_{ri} 、节点之前的行动 P_{ai} 等因素的影响,文献[29]将之前获得的实际支付与自身状态要素拟合为二阶可导的连续光滑曲面 $p_{Ti}(P_{ai}, E_{ri})$, 得出节点 i 选择转发的概率,并通过分析本节点与其他节点的概率矩阵得出转发策略。根据 GTEBR 协议,节点以广播的方式转发数据,结合自己的能量、偏好及位置信息来决定是否转发,节点在这一过程中并不甘于其邻居节点的决策,而只是在每一轮转发的最后根据一定的规则对邻居节点进行“仲裁”,给予“奖励”与“惩罚”,并通过一定的机制影响每轮参与转发的节点的个数。

(2) GTEBR 协议主要操作

在 GTEBR 路由协议中,网络中节点 i 以一定的概率 P_i 选择转发数据,而以 $(1-P_i)$ 的概率选择沉默,其收益矩阵如表 7-1 所示:当节点 i 选择转发数据的同时如果还有其他的节点也选择了转发,那么这些节点将获得收益 a ,而没有转发的节点获得沉默收益 c ;如果节点 i 选择转发数据的同时没有其他任何节点选择转发,则 i 将获得较高的收益 b ,其他节点获得的收益为 c ,就是说当网络中只有一个节点选择转发数据时其获得的收益最高,而多于一个节点时,各自的转发收益会大大下降,即 $b>a$;当所有节点都保持沉默时,节点都将受到惩罚 d , $d<0$ 为负收益。

表 7-1 节点策略收益

i	other	
	转发	拒绝
转发	$(a, a \text{ 或 } c)$	(b, c)
拒绝	$(c, a/b \text{ 或 } c)$	(d, d)

(3) 特点分析

GTEBR 路由协议通过引入博弈论的方法可以促使网络中能量均衡,延长网络寿命,但是网络需要额外预设一个仲裁节点对网络中节点的行为进行奖惩,仲裁节点的布局成为影响网络性能的挑战之一。

4. TFT 协议

TFT 协议的核心是一种促使囚犯从重复囚徒困境中摆脱不合作状况的策略^[31]。该策略的内容为:节点以合作行为开始,在以后的每个阶段,节点都会根据其对手在上一阶段的行为^[33],制定下一阶段的合作策略。

(1) TFT 协议基本原理

TFT 协议将网络中每个节点各自维护两条信息：自身为其邻居节点提供的服务，自身从其邻居节点获得的收益 ϕ 。节点初始节点会设置一个阈值 τ ，表示节点的合作度。节点是否为邻居提供转发服务则需要通过历史记录中邻居的合作度衡量：当节点为其邻居节点的付出大于从其获得的收益时，将不再为其邻居服务，直至获得足够“补偿”后，才重新为其提供转发服务。

具体地，令 $A_h^j(k)$ 表示节点 h 在时间 k 内向 j 发送的转发请求被接受的数量，令 $B_h^j(k)$ 表示节点 h 在时间 k 内向 j 发送到转发请求总量，则节点 j 对于 h 的合作度为

$$\phi_h^j(k) = A_h^j(k) / B_h^j(k) \quad (7-52)$$

令 $D_h^j(k)$ 表示 h 在时间 k 内受到的来自节点 j 的请求总量， $C_h^j(k)$ 表示节点 h 接受的来自 j 的转发请求数量，则节点 h 对于 j 的合作度为：

$$\psi_h^j(k) = C_h^j(k) / D_h^j(k) \quad (7-53)$$

显然，当 $\psi_h^j(k) > \tau_j$ 或 $\phi_h^j(k) > \psi_h^j(k) - \varepsilon$ 时，节点 h 将不再为 j 提供服务。节点为了从其邻居获得较好的合作意愿，必须提高自身合作度，为其邻居提供转发服务，否则将会被逐渐孤立，导致自身网络性能下降。

(2) TFT 协议主要步骤

TFT 协议的主要操作步骤如下。

步骤 1：消息携带节点 j 向其邻居节点 h 发送转发请求；

步骤 2：节点 h 判断是否达到合作度阈值： $\psi_h^j(k) < \tau_j$ ；若是则进入步骤 4，否则，进行步骤 5；

步骤 3： h 节点判断 j 的合作度是否满足要求： $\phi_h^j(k) > \psi_h^j(k) - \varepsilon$ ，若是则进行步骤 3，否则进行步骤 5；

步骤 4：节点 h 为 j 提供转发服务；

步骤 5：节点 h 拒绝转发，结束。

(3) 特点分析

TFT 策略通过引入重复博弈机制，使得自私节点为了长远收益而积极参与到网络中消息的转发过程中来，有效提高了网络的性能。但是 TFT 策略主要依赖于节点间相互利用，即两个节点必须向对方提供等量的服务才可以获得转发机会，在流量对称的网络中表现较好，但是在非对称流量的网络中，节点间业务量的不同将使得转发需求高的节点不能获得足够转发服务引起拥塞和较大时延，影响网络吞吐量。

7.5.3 一种基于 Barter 的高效改进路由协议

在 Barter 路由协议中，由于交易的公平性要求，分组交换由可交换分组数量少的一方决定，进行等量交换。若一个节点有分组需要转发，而对方节点无该节点需要的分组或无足够分组与前者交换，便会导致网络陷入僵局；同时 Barter 路由协议中仅以分组是否达到删除阈值作为分组删除的判定条件，有可能删除到达目的节点的分组。为解决上述僵局和误删问题，我们提出了一种基于 Barter 的改进路由协议——RGTCR (Routing based on Game Theory and Cooperative

Relays) [33]。

(1) RGTCR 协议主要思路

为解决采用 Barter 机制的机会网络路由协议在数据分组交易中存在的僵局问题, RGTCR 协议充分利用邻居节点有效信息, 选取合适的协作中继节点, 重新设计交易机制, 通过分别向一侧邻居节点发送对方感兴趣的分组, 并从另一侧获得自身感兴趣的分组; 同时改进分组删除的判定条件, 在分组删除之前, 首先判断是否有邻居节点为其目的地址, 若有则发送给目的节点, 从而避免了简单删除降低的网络吞吐量和数据分组传送成功率。

(2) RGTCR 协议基本原理

引入协作中继节点的解决机制。协作中继节点的选取思路为: 如图 7-21 和图 7-22 所示, 假设节点 u 、 v 已完成两两之间的交易或节点 u 、 v 不存在相应的分组交易, 若节点 u 仍有节点 v 需要而不能与之交易的分组。节点 u 收到节点 w 广播的目的地址为 v 的分组索引, 节点 u 、 v 根据节点 w 的分组索引计算, 若节点 w 在节点 u 与 w 、 v 与 w 两两交易完后, 仍有节点 u 需要的分组, 同时节点 v 也有节点 w 需要的分组。此时, 节点 w 向节点 u 发送一个额外分组, 节点 u 收到节点 w 发送的额外分组会给节点 v 发送一个额外分组。最后, 节点 v 给节点 w 需要的一个额外的分组。若能满足以上描述的节点, 即就是协作中继节点。在 RGTCR 协议中, 节点对价值量小于删除阈值的分组首先判断是否是目的地址为其邻居, 若是则发起新的分组交易, 而不是进行简单丢弃。

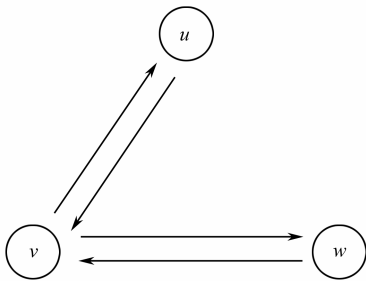


图 7-21 barter 交易流程

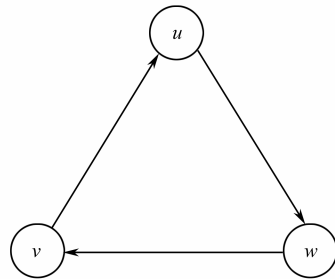


图 7-22 RGTCR 交易流程

(3) RGTCR 协议主要步骤

RGTCR 协议的主要操作步骤如下。

步骤 1: 节点 u 、 v 相遇, 按 Barter 机制两两之间交易完毕。此时, 若节点 u 仍有节点 v 需要而不能与之交易的分组, 则进行步骤 2, 否则, 结束。

步骤 2: 节点 u 、 v 收到公共邻居节点 w 发送的分组索引, 根据节点 w 的分组索引计算判断节点 w 是否符合协作中继节点的要求 (具体参照 3.2 节)。若符合, 则进行步骤 3, 否则, 结束。

步骤 3: 若节点 u 通过计算, 最先获知协作中继节点 w 的参与情况。节点 u 向节点 w 发送一个节点 w 需要的分组, 节点 w 收到 u 发送的分组后, 立即向节点 v 发送一个节点 v 需要的分组。同理, 节点 v 向节点 u 发送一个 u 需要的分组;

步骤 4: 如图 7-21 若 $(uv-vw)$ 、 $(uw-vu)$ 、 $(wv-wu)$ 同号, 即在参与者 u 、 v 中引入协作中继节点 w 能够促使参与者 u 、 v 进行分组交换; 若满足 $(uv-vw) = (uw-vu) = (wv-wu)$, 协作中继节点参与交换达到最佳的效果。其中, uv , vu , wu , uw , vw , wv 分别表示参与者 u 、 v 、

w 两两交换分组的数目。在 Barter 路由协议中, 交易分组的数目 $L = \min(|L(2)u|, |L(2)v|)$ 。而 RGTCR 中完成分组交数目 L , $L = |L| + l'$ 其中 $l' = \min(|uv-vu|, |wu-uw|, |vw-wv|)$ 。

(4) 特点分析

RGTCR 通过引入协作中继节点, 可以有效解决 Barter 协议存在的僵局问题, 且网络中节点在 RGTCR 流程中仅须各进行一次收、发即可完成分组的交换, 削减了交换次数, 同时在不影响网络开销的前提下, 改进了分组删除条件, 提高网络吞吐量, 降低传输时延, 但是 RGTCR 依旧是基于等量交换的原则进行分组转发, 在非对称流量网络中的性能受到挑战。

7.6 其他新发展方向

近来, 在无线自组织网络路由理论和技术的发展中出现了一些新方向, 如节点自供能、网络层次扁平化、移动社会网络和粒子群优化等, 下面对它们做详细介绍。

7.6.1 节点自供能

节点自供能的主要含义是无线网络节点能够依靠自身条件从外界获取能量补充, 并用其支撑数据处理、存储、转发等方面的工作。

1. 自供能技术的特点

自供能技术是近年来提出的一种能从根本上解决无线网络节点供能问题的方法, 是一种通过收集周围环境中其他形式的能量并将其转换成电能, 为传感器及其他电子设备提供安全、稳定、高效、理论上无寿命限制的电能供给技术^[35]。因此, 其最大的优点在于: 无线网络节点可利用周围环境中的能量作为自身的能量供给, 从而能够摆脱电池电量的限制。虽然这种方法的发展尚不够成熟, 但因为其独特的“自支持”特点符合无线网络节点的发展方向和工业需要, 发展前景较为广阔。

自供能技术与传统的供能方式相比具有以下优点^[37]:

(1) 寿命无限, 应用方便。通过收集周围潜在的能量, 理论上的供给寿命接近无限, 这就避免了类似于电池充电等需要频繁更换能源的情况, 使无线传感器能源的理想化成为可能, 减小了能源依赖, 实现“自给自足”。

(2) 节省能源, 清洁环保。环境中的光能、热能或机械能等能量, “取之不尽, 用之不竭”, 即使不被利用也会白白浪费, 而通过能量收集可以提高自然界中的能源利用效率。

(3) 维护简单, 经济实用。传统的电缆供电造价昂贵, 安装困难; 电池寿命短, 储存能量有限, 电池的更换会大大增加维护费用, 而自供能技术可以大大降低安装和维护成本, 有利于无线传感器网络的市场化。自供能技术的诸多优点为无线传感器网络的进一步发展与应用大大开拓了空间。

2. 自供能技术的种类

目前自供能技术已成为国内外研究的热点,各研究机构纷纷开始了自供能技术的研究和自供能装置的研制^[38]。自供能技术收集的是周围空间环境潜在的能量,而环境能量有多种存在方式,如太阳能、机械振动能、热能、电磁能、风能、声能、人体能量等;按照能量源的不同类型,可将主要的自供能技术分为以下七种^[39]。

(1) 基于太阳能的自供能技术

太阳能^[40]的收集是目前所有能量收集技术中发展最为成熟的技术,它具有清洁、环保、价格低廉、可再生的优点。太阳能转化成电能的媒介就是太阳能电池,其基本原理是利用光电材料的光电效应。光电材料中的电子被激活^[41],再经过适当的设计结构对电子加以收集,即可获取电能。光电元件相当于解码器,在光的照射下产生电压,结合相应的调整和储存电路可为负载实现供电^[42]。

(2) 基于振动能的自供能技术

在自然环境中,振动能是一种较普遍的能源形式,广泛存在于楼宇、桥梁、车辆、船舶、飞行器、机电设备等各种生产和生活设备中,也存在于人体的肢体运动、血液流动、心脏跳动等生命过程中,且有着较高的能量密度。因此,振动能的收集一直都是能量技术关注的焦点,也是目前发展相对完善的自供能技术。根据振动能转换电能原理的不同^[43],转换主要存在三种方式:电磁式、静电式和压电式。电磁式转换是利用法拉第电磁感应定律,由振动时磁体部件和导电线圈发生的相对运动产生电信号。静电式转换主要利用存储着一定电荷量的电容对在振动激励下的相对位移,实现电荷的流动。压电式^[44]转换主要利用压电效应,压电材料由于外界振动所产生的压力将引起其内部电荷的流动,产生电信号。

(3) 基于热能的自供能技术

自然界存在着各种不同的热源,通常利用热源存在或者发生的温度差实现热能的收集,即热能能量转换^[45]。温差发电利用热电转换材料的塞贝克效应,将两种不同类型的热电转换材料N端和P端结合,并将其置于高温状态,另一端开路并处于低温环境。由于高温端的热激发作用较强,空穴和电子浓度比低温端高,在载流子浓度梯度的驱动下,空穴和电子向低温端扩散,从而在低温开路端形成电势差。将许多对N型和P型热电转换材料连接起来组成模块^[46],就可得到足够高的电压,形成一个温差发电机,相比传统的热机和制冷压缩机,热电器件的优势是没有移动部件,因此结构简单更易于小型化。同时,在利用热能发电时热电器件对温差的下限没有要求,因此可以利用一般热机无法利用的小温差热能。

(4) 基于电磁能的自供能技术

空间电磁场无处不在,通过电磁感应原理可以将电磁能转变成电能。利用磁电复合单元可对固定频率范围的交变磁场进行收集。其由超磁致伸缩材料(GMM)、弹性基底及压电材料(PZT-5H)复合而成^[47]。在一定强度的偏置磁场下,置于交变电磁场中的磁致伸缩材料由于磁致伸缩效应产生周期性振动,然后通过粘合层带动弹性基底振动,进而实现压电材料的周期性振动,压电材料由于压电效应产生电荷,由此实现磁-机-电的转换过程,即GMM/PZT复合单元首先将磁能转换成机械能,再将机械能最终转换成电能。这种磁电复合单元只是针对磁电复合结构的固有谐振频率时,有较大的能量转换效率,谐振频带非常窄,因此可收集的磁能的频谱也非常窄,收集的能量很低,无法直接驱动无线传感器工作。

(5) 基于风能的自供能技术

环境中的风是无处不在的，利用随处可得而又未经开发的风能也是研究者致力研究的课题。使用风能作为动力源已有数百年时间，但采用大型的风车为无线网络节点供电没有必要，因此小型的风力发电技术在自供能技术中更具有应用前景^[48]。

(6) 基于声能的自供能技术

人造铈酸锂具有在高频高温下将声能转变为电能的特殊功能。当声波遇到屏障时，声能会转化为电能。英国科技人员根据这一原理，设计制造了鼓膜式接收器，将接收器与能源集声能的共鸣器连接，把所收集的噪声输入声能变换器，便可转变为电能。还有科研人员设计了一种新型热声学发动机，发动机内盛有经过压缩的氨，当氨被加热时，就会产生声波，这种声波可以启动活塞，产生电力。小型声能发动机的能量转化效率较高，而且没有运转部件，无须维护。

(7) 基于人体能量的自供能技术

与环境能量相对应，人体能量也可以收集并加以利用。人体能量可分为被动式能量源和主动式能量源两种^[49]。所谓被动式能量源是指人们除了正常的行动外不需要做任何其他事即可产生功率的能量源。主动式能量源则需要人除正常行为外还需要采取一定的行动才能获得功率。研究人员提出利用人体能量来驱动可穿戴电子设备，或者用来为人体的传感器节点提供能量。例如，人在行走时产生的踩踏压力，可以通过压电方式转化成电能收集起来为脚部的传感器节点提供能量，摆动、弯曲手臂的动能也可以通过压电材料转变为电能，也可以从皮肤表面扩散出的热量驱动腕表等。但目前基于人体能量的自供能技术还有一些技术难点没有解决，有待进一步的研发^[50]。

3. 一种新的自供能无线传感器网络路由协议

现有以 LEACH 为基础的无线传感器网络路由协议中未考虑不同地理区域节点所获补给能量大小的差异，因而导致能量补给少、区域的簇头数过少、簇规模过大、节点能耗不均衡，为解决此问题，我们提出了一种能量高效的自供能无线传感器网络分簇路由协议——EECS (Energy Efficient Clustering for Self-energized WSNs) ^[51]。

(1) 问题描述

现有的 PHC (Power-Harvesting Clustering) ^[52]路由协议将传统的 LEACH 协议应用在自供能无线传感器网络中，在 LEACH 协议的基础上，改进了簇头选举机制。PHC 协议中节点 i 的阈值函数如下式所示：

$$T(i) = \begin{cases} \frac{P}{1-P \times [r \bmod (1/P)]} \frac{E_{\text{residual}}(i) + E_{\text{harvest}}(i, r-1)}{E_{\text{start}}}, & i \in G \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (7-54)$$

式中， $E_{\text{residual}}(i)$ 表示节点 i 在第 r 轮的剩余能量； E_{start} 为节点的初始能量（全网节点具有相同的初始能量）； $E_{\text{harvest}}(i, r-1)$ 为节点 i 在第 $r-1$ 轮所采集到的补给能量。改善后的簇头选举机制不仅依据网络中所需要的簇头个数，还要由节点当前的剩余能量、初始能量和上一轮采集到总的补给能量所决定。在另一个现有协议 AEHAC (Adaptive Energy Harvesting Aware Clustering) ^[53]中，节点 i 在第 r 轮的阈值函数为：

$$T(i) = \rho(r) \frac{\alpha E_{\text{residual}}(i) + \beta E_{\text{harvest}}(i, r-1) + C_B}{E_{\text{start}}} \quad (7-55)$$

式中, $\rho(r)$ 代表簇头所占比例调整系数; α , β 分别为当前剩余能量和上一轮总补给能量的权值系数; C_B 代表协调值。AEHAC 协议中 $\rho(r)$ 的调整只是根据网络数据量的变化而变动, 同时它也没有对 α 、 β 、 C_B 设定具体值。

据研究, 在 PHC 和 AEHAC 协议中, 位于能量补给水平低区域的节点竞选簇头概率较低, 一方面导致这部分区域的簇头比例严重失调, 簇头负载过重; 另一方面, 部分簇成员节点由于附近没有更好的待选簇头, 增加了与现有簇头通信的能耗, 同时两种协议采用的均是簇头直接与 Sink 节点通信的单跳方式, 增加了簇头的能量消耗, 使全网能耗不均衡, 加快了节点的死亡数量。同时 PHC 协议采用的是节点一个周期内只能成功竞选一次簇头的选举机制, 由于协议的随机性, 可能会造成在周末由于所有节点都已经当过簇头而没有节点再能竞选的情况。

(2) EECS 协议的新机制

EECS 协议采用的是没有周期限制、节点每轮都可以竞选簇头的选举机制, 这样就可以让那些已经当选过簇头, 但是补给能量与剩余能量之和还很大的节点依然可以参加竞选, 从而充分利用补给能量, 避免了能源浪费。同时, EECS 协议修改后的簇头选举机制在保证当前剩余能量高与补给能量高的节点当选簇头的同时, 增加了位于能量补给弱区域节点的簇头选举阈值, 使那些经过几轮能量补给后具有较高剩余能量的节点当选簇头的概率提高, 这样就尽可能增加了能量补给弱区域的簇头数目, 避免了此区域的节点因能耗过快而加速死亡的情况。

此外, EECS 协议将阈值函数变换为 $P(X+(n\text{div}(1/P))(1-X))$ 的形式, 即节点如果在连续的 $1/P$ 轮中还没有当选簇头, 那么节点再自举时将不再考虑自己的能量水平大小, 而是按照网络预设的簇头概率进行随机选举, 从而保证全网的簇头节点个数。这是由于环境能量补给的不稳定, 随着网络运行, 当全网节点的剩余能量水平和能量补给水平均较低时, 簇头选举阈值变小而导致节点竞选簇头的概率变小。

(3) EECS 协议的主要步骤

EECS 协议的主要操作步骤如下:

① 簇头选举: 全网节点根据系统设定的簇头选举阈值分布式地决定自己能否在本轮当选簇头。在 EECS 协议中节点 i 自举的阈值函数 $T(i)$ 为

$$T(i) = P \left[\frac{E_{\text{residual}}(i) + \sum_{r=1}^{r-1} E_{\text{harvest}}(i, r-1)}{E_{\text{start}}} + (n\text{div} \frac{1}{P}) (1 - \frac{E_{\text{residual}}(i) + \sum_{r=1}^{r-1} E_{\text{harvest}}(i, r-1)}{E_{\text{start}}}) \right] \quad (7-56)$$

式中

$$\sum_{r=1}^{r-1} E_{\text{harvest}}(i, r-1) = (E_{\text{harvest}}(i, r-1-n) + E_{\text{harvest}}(i, r-n) + \dots + E_{\text{harvest}}(i, r-2) + E_{\text{harvest}}(i, r-1)) \quad (7-57)$$

式中, P 为预设的簇头个数所占全网节点总数的比例; $E_{\text{residual}}(i)$ 为节点 i 在当前第 r 轮的剩余能量; $E_{\text{harvest}}(i, r-1)$ 表示节点在第 $r-1$ 中所获取总的补给能量值; n 表示节点连续未担任簇头节点的总轮次, 公式表示节点从上次当选簇头的轮次开始到上一轮次结束节点 i 总共补给的能量值, 在网络开始运行时, $n=0$; 如果节点当前轮次成功当选为簇头, 就将 n 重新置 0, 否则, 就记录此轮补给的能量值, 同时令 $n=n+1$ 。

② 簇间路由: 每个簇头节点将根据目前网络所处的时期以及自己的当前能量和补给能量水平来选择下一跳, 同时 EECS 协议中引入了路由保护机制, 以保证数据传输的成功率。

EECS 规定由 Sink 节点来判定全网的平均能耗和平均能补大小, 并将网络划分为两个时期, 不同时期的路由选择设计如下。

① 耗能期。全网的总能耗大于等于全网总能量补给。由于此时期全网能量水平处于下降趋势, 因此当前的路由选择主要是均衡网络能耗, 延长当前网络的生存时间。在网络中, 簇头节点以相同的功率广播信息。假设簇头节点 i 接收到多个邻居发送过来的广播消息, 如果簇头节点 i 将当前剩余能量最大的邻居节点作为下一跳, 可以增加数据转发的成功率, 更利于均衡网络能耗, 延长耗能期时的网络生存周期。

假定当前簇头 i 的邻居簇头节点 $j(1, 2, 3, \dots, j)$ 可以表示为 $N_i(j)$, 簇头节点根据路由表里邻居节点的剩余能量和当前的能量补给速率计算出邻居节点当前可用能量。假定当前时间距离簇头 i 收到邻居簇头节点 j 的簇头广播消息的时间间隔为 $t(j)$, 那么可以计算出当前时刻节点 j 的当前能量为:

$$E_{\text{current}}(j) = E_{\text{residual}}(j) + t(j) \times \alpha(j) \quad (7-58)$$

式中, $\alpha(j)$ 为节点当前的能量补给速率。簇头 i 在选择当前能量最大的簇头节点作为下一跳 nexthop:

$$\text{nexthop} = \max[E_{\text{current}}(j)], j = 1, 2, 3, \dots, j \quad (7-59)$$

② 储能期。全网节点的总能耗小于全网总能量补给。当前时期簇头节点应该充分利用环境能量, 选择下一跳的首要目标是尽可能减少数据传输跳数, 提高数据传输成功率。

假定当前簇的成员总数是 N , 簇内成员按各自时隙向簇头发送一个大小为 l bit 的数据包, 簇头的通信范围为 d 。因此, 可以计算出簇头 i 向下一跳节点发送大小总共为 $(N+1)l$ bit 的数据需要消耗的能量 $E(i)$ 为:

$$E(i) = E_{\text{Tx}}[l(N+1), d] \quad (7-60)$$

代入公式可得:

$$E(i) = \begin{cases} l(N+1) E_{\text{elec}} + l \varepsilon_{\text{fs}} d^2, & d < d_0 \\ l(N+1) E_{\text{elec}} + l \varepsilon_{\text{amp}} d^4, & d \geq d_0 \end{cases} \quad (7-61)$$

为了保证整个簇正常的数据传输, 簇头节点 i 在保证自己有足够传输数据的能量前提下, 每完成一次数据发送后, 计算出目前可以用来转发数据额外的剩余能量为:

$$E_{\text{extra}}(i) = E_{\text{current}}(i) - E(i) \quad (7-62)$$

假定簇头 i 从上次发送数据到这次发送数据的时间 Δt 内总储能值为

$$E_{\Delta}(i) = \Delta t \times \alpha(i) \quad (7-63)$$

簇头节点 i 直接发送 x bit 数据到 Sink 节点所需要的能耗为 $E_{Tx}(x, d_{\text{sink}})$, 如果当前簇头节点 i 在发送本簇的数据, 那么令 $\theta = E_{\Delta}(i) + E_{\text{extra}}(i) - E_{Tx}(l, d_{\text{sink}})$, 如果在转发上一跳节点的数据时, 令 $\theta = E_{\Delta}(i) - E_{Tx}(l, d_{\text{sink}})$ 。根据 θ 的大小来判断采用何种簇间通信方式的机制设计如下:

① 若 $\theta \geq 0$, 则表明经过时间 Δt 后当前节点的能量足以维持节点向 Sink 节点直接通信所需要消耗的能量, 因此将采用单跳通信, 尽可能地减少传输跳数。当网络中的环境补给能量十分充足时, 那么所有簇头节点都能够采用直接单跳的方式来向 Sink 节点传输数据。

② 若 $\theta < 0$, 则表明经过时间 Δt 后当前节点的能量不足以维持节点向 Sink 节点直接通信所需要消耗的能量, 因此将采用多跳通信的方式, 在邻居列表中选择当前能量最大的节点作为下一跳, 保证数据能够有效地转发。

此外, 在该簇间通信机制中, 如果簇头节点的当前能量不足以发送一次数据所需要消耗的能量时, 就广播一个路由保护信息, 上一跳节点收到该消息后就选择除该节点外的当前能量最大的邻居节点作为下一跳, 保证数据有效传输, 从而提高数据传输成功率。

(4) 特点分析

EECS 协议在选举簇头时不仅考虑节点当前的剩余能量, 还考虑了节点连续未当选簇头的轮次中总共积累的补给能量, 保证了整个网络中各个不同区域的簇头节点个数; 在簇间路由方面, EECS 协议不是把数据直接发送给剩余能量最大的邻居节点, 而是结合网络当前所处的时期以及邻居簇头节点当前的补给和剩余能量水平来选择可靠的路由, 有效利用了环境补给能量。我们通过使用 OPNET 工具对 EECS、PHC、AEHAC 和 ACSP 协议在两种不同的能量补给场景下进行了仿真分析, 结果表明, 在全网自供能源分布非均匀与均匀的场景中, EECS 协议均有效提高了节点平均剩余能量、当前存活节点数以及数据成功率等性能指标, 从而体现了 EECS 协议的有效性。

7.6.2 网络层次扁平化

网络扁平化是近年来电信网络和城域网发展的一个重要方向。扁平化能够减少网络的层次, 降低网络复杂度, 提高网络运行效率。由于无线自组织网络是分布式的无线网络, 网络规模不是很大, 网络拓扑和节点结构相对简单, 因此它的扁平化与有线网络存在区别, 目前已显现出的主要努力方向是不同层次功能的融合, 如将网络层的部分功能放到 MAC 层实现。在此方面的一个典型例子是 IEEE802.11s 标准定义的无线 Mesh 网络 HWMP (Hybrid Wireless Mesh Protocol) [54] 协议。

HWMP 协议在本质上是一个路由协议, 它是 IEEE802.11s 标准规定的默认路由协议。但不同于应用于传统有线网络、工作在网络层、以 IP 地址为基础的经典路由协议以及其他种类的无线自组织网络路由协议, HWMP 协议工作在 MAC 层, 使用 MAC 地址, 而且在术语方面也将路由转换成了“路径选择”(path selection)。因此, HWMP 协议是将网络层的路由功能放到 MAC 层实现, 体现了网络层次扁平化的思路。

HWMP 协议是一种混合路由协议, 它综合利用完全分布式和基础结构两方面的长处, 混

合了先应式和反应式两种路由策略,把按需路由的灵活性与先应式路由的快捷性相结合,适用于无线 Mesh 网络以及其他的无线自组织网络。HWMP 协议在操作上分为先应式路由和按需路由两种模式。在节点移动性较弱或者静止的网络场景中,通常采用先应式路由模式,由根节点(连接有线网络的网关节点)向全网广播一个通知消息,公告自己的存在。收到通知消息的路由节点会更新自己的路由表,建立通往根节点的路径,然后重广播该通知消息。这样,随着通知消息的传播,以根节点为源头,各路由节点通往根节点的路径便逐级建立。在节点移动较频繁、网络拓扑不断变化的网络场景中,通常采用按需路由模式,使用 AODV 路由协议的一种精简改进版本来建立一条从源节点到目的节点的路径。

HWMP 协议扁平化网络层次和混合路由策略的思路,有利于降低网络复杂度,提高网络运行效率,并且能够增强对不同网络场景的适应能力。

7.6.3 移动社会网络路由

近年来,由于互联网技术和应用的发展,一些在线社会网络(Online Social Networks, OSNs),如 Facebook、Twitter 和微博等,逐渐流行起来,并且产生了巨大的经济效益和社会影响。与此同时,随着无线通信技术的飞速发展和无线通信设备的迅速普及,能够随时随地提供移动的在线社会网络服务的移动社会网络(Mobile Social Networks, MSNs)^[55]也开始得到了人们的关注。

1. 移动社会网络概述

移动社会网络是由多个带有社会性的用户通过移动电话或者平板电脑等移动终端互连而形成的无线信息网络。它是社会网络和移动通信网络的有机融合,是一个涉及用户社会关系的移动通信系统,其结构如图 7-23 所示。移动社会网络的最大特点是社会性和移动性兼备,向人们展现了一种全新的虚拟社交方式。

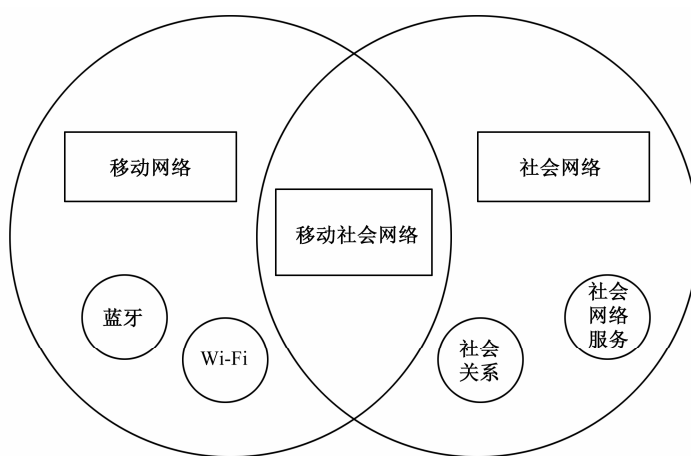


图 7-23 移动社会网络结构

根据结构特点的不同,移动社会网络可以分为两类^[56]:基于 Web 移动社会网络(Web—based MSNs, WMSNs)和分散式移动社会网络(Decentralized MSNs, DMSNs)。

人们使用移动社会网络的主要目的是增加用户之间的社会关联性和紧密型,同时提高信息发布的效率。目前有一些基于移动社会网络的应用已经投入使用。第一类应用是医疗健康服务,在该类应用中移动社会网络提供信息平台供病人随时交流,分享症状和治疗信息,方便病人找到合适的医生;同时,也可用于精神疾病患者和成长障碍的儿童监护。第二类应用是基于定位的服务(Location-Based Services, LBS)。通过 GPS 或 Cellular 基站定位,人们在移动社会网络中可以方便用户找到位于附近的朋友,或达到附近的银行、餐厅等地方。

2. 移动社会网络路由

在移动社会网络中,一群人由于社会关系、共同的兴趣或类似的趋向而彼此间频繁的接触,不同的人因为不同的关系属性或兴趣爱好接触的频繁度不同,从而可以分成不同的群组,这样的群组称为社区。节点的社区属性是一种可以辅助节点进行路由选择的有用信息,如果对其加以合理的利用,能够提升路由的性能。因此,在人们已提出的移动社会网络路由协议中,相当一部分使用了社区的概念。基于社区的路由策略根据网络中节点的移动和相互间通信的频繁程度,对节点进行社区划分,每个节点均有相应的社区属性;当节点有消息要传递需进行路由选择时,首先判断消息目的节点的社区属性,进而依据不同的社区属性,采取不同的消息传递策略,获得合适的路由。通过在路由过程中引入节点的社区属性,可以使路径的选择更有依据,减少了消息转发的盲目性,有利于提高消息传送的成功率并降低转发开销。但需注意的是,社区检测机制需要仔细设计以免付出的代价太大。

7.6.4 粒子群优化

粒子群优化(Particle Swarm Optimization, PSO)^[35]算法是一种基于群体智能的启发式全局性并行搜索算法,它通过群体中粒子的合作与竞争产生的群体智能指导优化搜索过程,并且可以利用粒子的记忆功能动态跟踪搜索情况来调整搜索策略。粒子群优化算法的基本原理为:设有 N 个粒子组成的粒子群在 D 维空间用一定的速度运动搜索,通过迭代运算找到最优解(最佳位置);各粒子的位置向量在初始化时随机取值,因此这些粒子具有在解空间进行全局搜索的能力;在每次迭代运算中,粒子通过跟踪个体极值与邻域极值(或全局极值)来改变自己的运动速度,以便从这些较优解中获得信息,趋向于全局最优解。

粒子群优化算法的基本运行流程如图 7-24 所示,粒子群优化算法中用到的速度和位置更新公式具体如下:

$$v_{id}(t+1) = v_{id}(t) + c_1 r_1 (p_{id} - x_{id}(t)) + c_2 r_2 (p_{gd} - x_{id}(t)) \quad (7-64)$$

$$x_{id}(t+1) = x_{id}(t) + v_{id}(t+1) \quad (7-65)$$

式中, $v_{id}(t)$ 和 $x_{id}(t)$ 分别表示粒子 i 在 t 时刻的速度和位置的第 d 维分量, $v_{id}(t+1)$ 和 $x_{id}(t+1)$ 则分别表示粒子 i 在 $(t+1)$ 时刻的速度和位置的第 d 维分量, p_{id} 和 p_{gd} 分别表示粒子 i 的最优位置和全局粒子的最优位置的第 d 维分量。

粒子群优化算法可以不用对特定问题建模,也不依赖目标函数的解析性质,而是直接依据经过变换的输入信息在问题的解空间进行多点并行搜索而得到问题的解,因此具有简单易实

现、搜索速度快、运行参数较少等优点,适用于解决非线性、不可微、多目标、多模态的复杂优化问题,在路由规划、模糊控制、目标检测、作业调度等领域具有广阔应用前景。

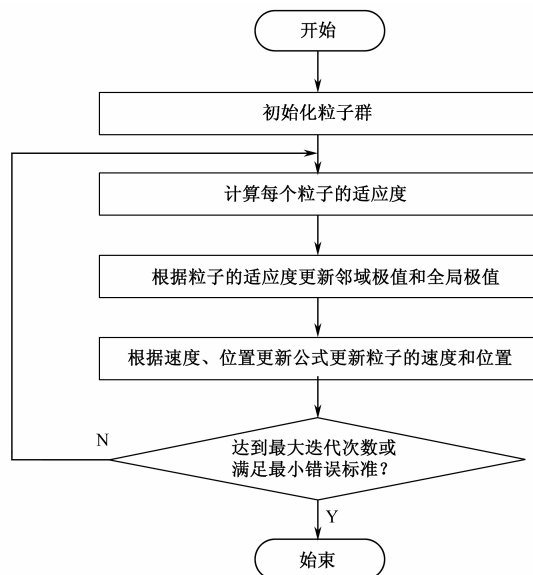


图 7-24 粒子群优化算法基本流程

目前,粒子群优化算法在无线自组织网络路由方面的应用主要在带多种 QoS 约束的路由方面,通过简捷、快速的并行搜索,它能够在多条满足多种 QoS 约束的可用路径中选出一条最优路径,从而促进路由性能的提升。但需要注意的是:目前的粒子群优化算法还存在易陷入局部最优、搜索空间有限等不足,有待进一步研究加以优化。

参考文献

- [1] M. Schaar, Y. Andreopoulos, Z. P. Hu. Optimized Scalable Video Streaming over IEEE 802.11a/e HCCA Wireless Networks under Delay Constraints[J]. IEEE Transaction on Mobile Computing, Jun. 2006, 5(6): 755~768.
- [2] 黄康. 改进的迭代协议及其在多目标优化设计中的应用[J]. 机械设计, 2005.9, 22(9): 38~43.
- [3] 段红伟. 基于模拟退火协议的实现及应用[J]. 科技信息 (学术研究), 2007.11, 31(11): 23~26.
- [4] S. Paris, C. Nita-Rotaru, F. Martignon, A. Capone. Cross-Layer Metrics for Reliable Routing in Wireless Mesh Networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, Jun. 2013, 21(3): 1003~1016.
- [5] L. Ding, T. Melodia, S. N. Batalama, J. D. Matyjas, M. J. Medley. Cross-Layer Routing and Dynamic Spectrum Allocation in Cognitive Radio Ad Hoc Networks[J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, Apr. 2010, 59(4): 1969~1979.
- [6] 任智, 索建伟, 陈红, 徐中浩, 陈前斌. 基于相遇节点跨层感知的机会网络高效低时延路由协议[J]. 通信学报, 2013.10, 34(10): 2~5.

- [7] 任智, 徐中浩, 曹建玲, 陈前斌. 基于跨层设计的无线传感器网络节能双向梯度路由协议[J]. 电子与信息学报, 2013.1, 35(1): 133~140.
- [8] M. Yang, Y. Y. Yang. A Linear Inter-Session Network Coding Scheme for Multicast[C]. Seventh IEEE International Network Computing and Applications, Jul. 2008: 177~184.
- [9] R. Ahlswede, N. Cai, S. R. Li. Network Information Flow[J]. IEEE Transactions on Information Theory, Apr. 2000, 46(4): 1204~1216.
- [10] 王静, 刘景美, 王新梅. 一种网络编码的组播路由协议[J]. 西安电子科技大学学报, 2008, 35(1): 71~75.
- [11] 姚玉坤, 丁冬, 任智, 郑爱利. 基于 MAODV 协议的网络编码方案[J]. 计算机应用研究, 2011.7, 28(7): 2628~2631.
- [12] 任智, 刘智虎, 姚玉坤, 陈前斌. 基于网络编码的机会网络高效路由协议[J]. 通信学报, 2013.9, 34(9): 17~21.
- [13] 任智, 郑爱利, 姚玉坤, 李晴阳. 基于滑动窗口的连续无线网络编码[J]. 计算机应用, 2011.9, 31(9): 2321~2324.
- [14] F. De Rango, F. Guerriero, P. Fazio. Link-Stability and Energy Aware Routing Protocol in Distributed Wireless Networks[J]. IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems, Apr. 2012, 23(4): 713~726.
- [15] M. Tarique, K.E. Tepe, M. Naserian. Energy Saving Dynamic Source Routing for Ad Hoc Wireless Networks[C]. Third International Symposium on Modeling and Optimization in Mobile Ad Hoc and Wireless Networks (WIOPT 2005), 2005: 305~310.
- [16] 丁一鸣, 吴昊, 李承恕. 无线传感器网络中一种基于簇头预测和功率控制的节能路由协议[J]. 铁道学报, 2010 (1): 43~48.
- [17] Y. K. Yao, W. X. Zheng, Z. Ren. An Energy-efficient Routing Algorithm for Disruption Tolerant Networks[C]. 2012 2nd International Conference on Computer and Information Applications, Dec. 2012: 895~898.
- [18] Y. K. Yao, W. H. Liu, W. X. Zheng, Z. Ren. An Energy-Saving Routing Algorithm for Opportunistic Networks Based on Asynchronous Sleep Approach[J]. Applied Mechanics and Materials, Dec. 2014, 441: 1001~1004.
- [19] Z. Ren, B. Li, D. L. Zhu, J. B. Li, Q. B. Chen. A Novel Energy-saving Routing Algorithm Based on Cross-layer Power Control for Opportunistic Networks[J]. Journal of Computational Information Systems, 2014, 10(1): 1~8.
- [20] B. Sanjit, R. Morris. Opportunistic Routing in Multi-Hop Wireless Networks[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2004, 34(1): 69~74.
- [21] B Sanjit, R Morris. ExOR: Opportunistic routing in multi-hop wireless networks[C]. In: Proc. of the ACM SIGCOMM 2005. New York: ACM Press, 2005, 35(4): 133~144.
- [22] S. Chachulski, M. Jennings, S. Katti, D. Katabi. Trading Structure for Randomness in Wireless Opportunistic Routing[C]. Proceedings of ACM SIGCOMM, 2007: 169~180.
- [23] Z. Zhong, J. Wang, S. Nelakuditi. Opportunistic anypath forwarding in multi-hop wireless mesh networks[D]. University of South Carolina, 2006.

- [24] M. Zorzi, R. R. Rao. Geographic Random Forwarding (GeRaF) for Ad Hoc and Sensor Networks: Multihop Performance[J]. IEEE Trans. on Mobile Computing, 2003, 2(4): 337~348.
- [25] M. Zorzi, R. R. Rao. Geographic random forwarding (GeRaF) for Ad Hoc and sensor networks: Energy and latency performance[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2003, 2(4): 349~365.
- [26] M. Jihoon, L. Wonjun. Eliminating Duplicate Forwarding in Wireless Opportunistic Routing[J]. IEEE Communications Letters, 2012, 16(4): 501~503.
- [27] L. Buttyan, L. Dora, Felegyhazi. M, Vajda. I. Barter trade improves message delivery in opportunistic networks[J]. Ad Hoc Networks, 2010, 8(1): 1~14.
- [28] F. Wu, T. T. Chen, S. Zhong. A Game-Theoretic Approach to Stimulate Cooperation for Probabilistic Routing in Opportunistic Networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2013, 12(4): 1573~1583.
- [29] 曾加, 慕春棣. 基于不完全信息博弈的传感器网络能量平衡路由[J]. 自动化学报, 2008, 34(3): 317~322.
- [30] V. Srinivasan, P. Nuggehalli, C. F. Chiasserini, et al. Cooperation in Wireless Ad Hoc Networks[C]. Twenty-Second Annual Joint Conference of the IEEE Computer and Communications, 2003: 808~817.
- [31] L. DaSilva, V. Srivastava. Node Participation in Peer-to-Peer and Ad Hoc Networks: A Game Theoretic Formulation[C]. The 1st Workshop on Games and Emergent Behavior in Distributed Computing Environments, Birmingham, UK, Sep. 2004.
- [32] 徐许亮, 董荣胜, 刘亮龙. 无线自组网中节点协作的纳什均衡研究[J]. Computer Engineering, 2010, 36(4): 107~109.
- [33] Z. Ren, S. Peng, J. Suo, J. Fang, Q. Chen. Efficient Routing for Opportunistic Networks Based on Game Theory and Cooperative Relays[J]. Journal of Computational Information Systems, 2014, 10(3): 951~958.
- [34] Z. Wang, X. Sun, D. Zhang. A PSO-based QoS Multicast Routing Algorithm[C]. Proceedings of Third International Conference on Natural Computation (ICNC), 2007: 664~667.
- [35] J. Liu, J. Sun, W. Xu. QoS Multicast Routing based on Particle Swarm Optimization[J]. Lecture Notes in Computer Science, 2006: 936~943.
- [36] V. Raghunathan, A. Kansal, J. Hsu. Design Considerations for Solar Energy Harvesting Wireless Embedded Systems[C]. 4th International Symposium on Information Processing in Sensor Networks, 2005: 64.
- [37] T. Voigt, H. Ritter, J. Schiller. Utilizing Solar Power in Wireless Sensor Networks[C]. 28th Annual IEEE International Conference on Local Computer Networks, Germany, Oct. 2003: 426~422.
- [38] 孙玉国. 基于太阳能供电的无线振动传感器试验研究[J]. 噪声与振动控制, 2007, 27(4): 132~133.
- [39] 郑宗慧, 崔琦, 黄玲. 新型太阳能电池板的研究[J]. 上海应用技术学院学报, 2008, 8(2): 153~156.

- [40] 高敏苓, 贾金平, 宋文华. 薄膜太阳能电池的研究现状与分析[J]. 资源节约与环境保护, 2011, (4): 68~69.
- [41] 郭阳雪, 孔祥洪, 杨渭. 硅太阳能电池输出功率与负载匹配特性[J]. 实验室研究与探索, 2011, 30(7): 20~22.
- [42] 姜云峰, 管啸天, 霍江涛. 基于太阳能电池的移动机器人能源自治控制系统研究[J]. 河北工业大学学报, 2011, 40(3): 30~34.
- [43] M. Miyazaki, H. Tanaka, G. Ono, T. Nagano. Electric-energy Generation Using Variable-capacitive Resonator for Power-Free LSI: Efficiency Analysis and Fundamental Experiment[C]. The 2003 International Symposium on Low Power Electronics and Design, Seoul, Korea, Aug. 2003: 193~198.
- [44] 沈修成, 方华斌, 王亚军. 基于 MEMS 的压电微能量采集器的电路研究与测试[J]. 传感技术学报, 2008, 21(4): 692~694.
- [45] 刘大为, 李亮亮, 李敬锋. 微型热电器件应用的最新研究进展[J]. 中国科技论文在线, 2011, 6(8): 574~579.
- [46] S. Roundy, B. P. Otis, Y. H. Chee, J. M. Rabaey, P. Wright. A 1.9GHz RF Transmit Beacon Using Environmentally Scavenged Energy[C]. IEEE International Symposium on Low Power Electronics and Devices, Seoul, Korea, 2003, 4(2): 4.
- [47] 卞雷祥, 文玉梅, 李平. GMMPZT 和超声变幅杆复合结构磁电换能器研究[J]. 传感技术学报, 2007, 20(8): 1742~1746.
- [48] C. C. Federspiel, J. Chen. Air-powered Sensor[J]. Sensors, 2003, 1: 22~25.
- [49] 许泽刚, 谢少军. 人体动能收集的发电装置研究[J]. 常州工学院学报, 2007, 20(4): 12~17.
- [50] 余义斌, 曹长修. 基于人体能蜚的微传感器节点能量利用方法[J]. 自动化与仪器仪表, 2006(6): 8~11.
- [51] Y. K. Yao, G. Wang, Z. Ren. Clustering Routing Algorithm in Self-energized Wireless Sensor Networks[J]. Journal of Information and Computational Science, May 2014, 11(7): 2183~2190.
- [52] 樊晓平, 杨玺, 刘少强, 瞿志华. 具有能量补给的无线传感器网络分簇路由算法[J]. 计算机工程, 2008, 34(11): 120~122.
- [53] J. Meng, X. D. Zhang, Y. H. Dong. Adaptive Energy-Harvesting Aware Clustering Routing Protocol for Wireless Sensor Network[C]. International ICST Conference on Communication and Networking, China, Jul. 2012: 742~747.
- [54] IEEE P802.11s/D12.0-IEEE Draft Standard for Information Technology- Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area networks-Specific requirements-Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications-Amendment 10: Mesh Networking[S]. May 2011.
- [55] http://en.WikiPediaorg/wiki/Mobile_social_network[EB/OL]. 2013-04-11.
- [56] N. Vastardis, K. Yang. Mobile Social Networks: Architectures, Social Properties, and Key Research Challenges[J]. IEEE Communications Sureys&Tutorials, 2013, 15(3): 1355~1371.